

Logika pre informatikov a Úvod do matematickej logiky

Poznámky z prednášok

Ján Kl'uka, Ján Mazák, Jozef Šiška

Letný semester 2023/2024
Posledná aktualizácia: 7. apríla 2024

Obsah

P1	Úvod. Atomické formuly a štruktúry	4
0	Úvod	4
0.1	O logike	4
0.2	O kurzoch LPI a UdML	12
1	Atomické formuly a štruktúry	13
1.1	Syntax atomických formúl	17
1.2	Štruktúry	20
1.3	Sémantika atomických formúl	24
1.4	Zhrnutie	25

P2	Výrokovologické spojky a ohodnotenia	27
2	Výrokovologické spojky a ohodnotenia	27
2.1	Boolovské spojky	28
2.2	Implikácia	33
2.3	Ekvivalencia	36
2.4	Správnosť a vernosť formalizácie	37
2.5	Syntax výrokovologických formúl	39
2.6	Sémantika výrokovologických formúl	48
2.7	Teórie a ich modely	50
2.8	Výrokovologické ohodnotenia	51
P3	Výrokovologické vyplývanie, sémantické vlastnosti formúl a ekvivalencia	58
3	Výrokovologické vyplývanie	58
3.1	Výrokovologické teórie a modely	59
3.2	Vyplývanie, nezávislosť a nesplniteľnosť	60
4	Sémantické vlastnosti a vzťahy formúl	65
4.1	Tautológie, splniteľné, falzifikovateľné a nesplniteľné formuly	65
4.2	Ekvivalencia	72
4.3	Vzťah tautológií, vyplývania a ekvivalencie	76
4.4	Ekvivalentné úpravy a CNF	78
4.5	CNF vs. XOR	83
P4	Dôkazy a výrokovologické tablá	86
5	Dôkazy a výrokovologické tablá	86
5.1	Druhy dôkazov	89
5.2	Výrokovologické tablá	91
P5	Korektnosť a úplnosť výrokovologických tabiel	101
5.3	Korektnosť tabiel	101

5.4	Testovanie nesplniteľnosti, splniteľnosti a falzifikovateľnosti	105
5.5	Úplnosť	107
5.6	Nové korektné pravidlá	108

P6 SAT solvery **116**

6	SAT solvery	116
6.1	Problém výrokovologickej splniteľnosti (SAT)	116
6.2	Výpočtová zložitosť: teória a prax (<i>informatívne</i>)	118
6.3	Algoritmy na riešenie problému splniteľnosti	120
6.4	Backtracking	121
6.5	DPLL a sledované literály	125
6.6	CDCL	127
6.7	Ďalšie aspekty (<i>informatívne</i>)	135
6.8	Verifikácia hardvéru (<i>informatívne</i>)	137
6.9	Kombinatorické problémy (<i>informatívne</i>)	139

1. prednáška

Úvod

Atomické formuly a štruktúry

0 Úvod

0.1 O logike

Čo je logika

Logika je vedná disciplína, ktorá študuje usudzovanie.

Správne, racionálne usudzovanie je základom vedy a inžinierstva.

Vyžaduje rozoznať

- správne úsudky z predpokladaných princípov a pozorovania
- od chybných úvah a špekulácií.

Správnosť úsudkov, zdá sa, nie je iba vec konvencie a dohody.

Logika skúma, *aké* sú zákonitosti správneho usudzovania a *prečo* sú zákonitosťami.

Ako logika študuje usudzovanie

Logika má dva hlavné predmety záujmu:

Jazyk zápis pozorovaní, definície pojmov, formulovanie teórií

Syntax pravidiel zápisu tvrdení

Sémantika význam tvrdení

Usudzovanie (inferencia) odvodzovanie nových *logických dôsledkov* z doterajších poznatkov. Aký má vzťah s jazykom, štruktúrou tvrdení?

Jazyk, poznatky a teórie

Jazyk slúži na formulovanie tvrdení, ktoré vyjadrujú poznatky o svete (princípy jeho fungovania aj pozorované fakty).

Súboru poznatkov, ktoré považujeme za pravdivé, hovoríme *teória*.

Príklad 0.1 (Party time!). Máme troch nových známych — Kim, Jima a Sarah. Organizujeme párty a P0: chceme na ňu pozvať niekoho z nich. Od spoločných kamarátov sme sa ale dozvedeli o ich požiadavkách:

P1: Sarah nepôjde na párty, ak pôjde Kim.

P2: Jim pôjde na párty, len ak pôjde Kim.

P3: Sarah nepôjde bez Jima.

Možné stavy sveta a modely

Jedna z otázok, ktoré si o teórii o party môžeme položiť, je: „*Môžu* noví známi prísť na párty tak, aby boli *všetky podmienky splnené*? Ak áno, v akých zostavách?“

Priamočiaro (aj keď práce) to zistíme tak, že:

1. vymenujeme *všetky možné stavy sveta* (účasti nových známych),
2. zistíme, v ktorých sú *všetky podmienky splnené*.

K	J	S	P0	P1	P2	P3
n	n	n	n			
n	n	p	p	p	p	n
n	p	n	p	p	n	
n	p	p	p	p	n	
p	n	n	p	p	p	p
p	n	p	p	n		
p	p	n	p	p	p	p
p	p	p	p	n		

Možné stavy sveta a modely

Teória rozdeľuje *možné stavy sveta* (interpretácie) na:

⊢ stavy, v ktorých je pravdivá — *modely* teórie,

⊣ stavy, v ktorých je nepravdivá.

Tvrdenie aj teória môžu mať viacero modelov, ale aj žiaden.

Príklad 0.2. Modelmi teórie P0, P1, P2, P3 sú dve situácie: keď Kim príde na párty a ostatní noví známi nie, a keď Kim a Jim prídu na párty a Sarah nie.

K	J	S	P0	P1	P2	P3	
n	n	n	n				≠ P0, P1, P2, P3
n	n	p	p	p	p	n	≠ P0, P1, P2, P3
n	p	n	p	p	n		≠ P0, P1, P2, P3
n	p	p	p	p	n		≠ P0, P1, P2, P3
p	n	n	p	p	p	p	≠ P0, P1, P2, P3
p	n	p	p	n			≠ P0, P1, P2, P3
p	p	n	p	p	p	p	≠ P0, P1, P2, P3
p	p	p	p	n			≠ P0, P1, P2, P3

Logické dôsledky

Často je zaujímavá iná otázka o teórii — musí byť nejaké tvrdenie pravdivé *vždy*, keď je pravdivá teória?

V našom príklade: Kto *musí* a kto *nesmie* prísť na párty, aby boli podmienky P0, ..., P3 splnené?

K	J	S	P0	P1	P2	P3	
n	n	n	n				≠ P0, P1, P2, P3
n	n	p	p	p	p	n	≠ P0, P1, P2, P3
n	p	n	p	p	n		≠ P0, P1, P2, P3
n	p	p	p	p	n		≠ P0, P1, P2, P3
p	n	n	p	p	p	p	≠ P0, P1, P2, P3
p	n	p	p	n			≠ P0, P1, P2, P3
p	p	n	p	p	p	p	≠ P0, P1, P2, P3
p	p	p	p	n			≠ P0, P1, P2, P3

Logické dôsledky

Logickými dôsledkami teórie sú tvrdenia, ktoré sú pravdivé vo *všetkých* modeloch teórie.

Príklad 0.3. Logickými dôsledkami teórie P0, P1, P2, P3 sú napríklad:

- Kim príde na párty.
- Sarah nepríde na párty.

Logických dôsledkov je nekonečne veľa, môžu nimi byť ľubovoľne zložené tvrdenia:

- Na party príde Kim alebo Jim.
- Ak príde Sarah, tak príde aj Jim.
- Ak príde Jim, tak nepríde Sarah.

⋮

Logické usudzovanie

Preskúmať všetky stavy sveta je často nepraktické až nemožné.

Logické dôsledky ale môžeme *odvodzovať usudzovaním (inferovať)*.

Pri odvodení vychádzame z *premís* (predpokladov) a postupnosťou *správnych úsudkov* dospievame k *záverom*.

Príklad 0.4. Vieme, že ak na párty pôjde Kim, tak nepôjde Sarah (P1), a že ak pôjde Jim, tak pôjde Kim (P2).

1. Predpokladajme, že na párty pôjde Jim.
2. Podľa 1. a P2 pôjde aj Kim.
3. Podľa 2. a P1 nepôjde Sarah.

Teda podľa uvedenej úvahy: Ak na párty pôjde Jim, tak nepôjde Sarah.

Dedukcia

Úsudok je správny (*korektný*) vtedy, keď *vždy*, keď sú pravdivé jeho premisy, je pravdivý aj jeho záver.

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

Dedukcia je usudzovanie, pri ktorom sa používajú iba správne úsudky.

Logika študuje dedukciu, ale aj niektoré nededuktívne úsudky, ktoré sú *vo všeobecnosti* nesprávne, ale sú správne v *špeciálnych* prípadoch alebo sú *užitočné*:

- indukcia — zovšeobecnenie;
- abdukcia — odvodzovanie možných príčin z následkov;
- usudzovanie na základe analógie (podobnosti).

Kontrapríklady

Ak úsudok nie je správny, existuje *kontrapríklad* — stav sveta, v ktorom sú *predpoklady pravdivé*, ale *záver je nepravdivý*.

Príklad 0.5. Nesprávny úsudok: Ak platia tvrdenia teórie o party, na party príde Jim.

Kontrapríklad: Stav, kedy príde Kim, nepríde Jim, nepríde Sarah.

Teória je pravdivá, výrok „na party príde Jim“ nie je pravdivý.

K	J	S	
n	n	n	⊭ P0, P1, P2, P3
n	n	p	⊭ P0, P1, P2, P3
n	p	n	⊭ P0, P1, P2, P3
n	p	p	⊭ P0, P1, P2, P3
p	n	n	⊭ P0, P1, P2, P3
p	n	p	⊭ P0, P1, P2, P3
p	p	n	⊭ P0, P1, P2, P3
p	p	p	⊭ P0, P1, P2, P3

Matematická logika

Matematická logika

- modeluje jazyk, jeho sémantiku a usudzovanie ako matematické objekty (množiny, postuposti, zobrazenia, stromy);
- rieši logické problémy matematickými metódami.

Rozvinula sa koncom 19. a v prvej polovici 20. storočia hlavne vďaka *Hilbertovmu programu* — snahe vybudovať základy matematiky bez sporov a paradoxov, mechanizovať overovanie dôkazov alebo priamo hľadanie matematických viet.

Matematická logika a informatika

Informatika sa vyvinula z matematickej logiky (J. von Neumann, A. Turing, A. Church, ...)

Väčšina *programovacích jazykov* obsahuje logické prvky:

- `all(x > m for x in arr)`,

fragmenty niektorých sú priamo preložiteľné na logické formuly:

- `SELECT t1.x, t2.y FROM t1 INNER JOIN t2 ON t1.z = t2.z WHERE t1.z > 25,`

niektoré (Prolog) sú podmnožinou logických jazykov.

Metódami logiky sa dá *presne špecifikovať*, čo má program robiť, *popísať*, čo robí, a *dokázať*, že robí to, čo bolo špecifikované.

Matematická logika a informatika

Veľa otázok v logike je *algoritmických*:

- Možno usudzovanie pre danú triedu jazykov automatizovať?
- Dá sa nájsť dôkaz pre tvrdenia s takouto štruktúrou dostatočne rýchlym algoritmom?

Výpočtová logika hľadá algoritmické riešenia problémov pre rôzne triedy logických jazykov. Aplikovateľné na iné ťažké problémy (grafové, plánovacie, vysvetľovanie, ...) vyjadriteľné v príslušnej triede.

Logika umožňuje hľadať všeobecné odpovede.

- Ak možno vlastnosť grafu popísať *prvorádovou formulou s najviac dvomi kvantifikátormi* a zároveň ..., existuje pomerne rýchly algoritmus, ktorý rozhodne, či daný graf túto vlastnosť má.

Automatizované dokazovače: napr. v r. 1996 počítač dokázal Robbins Conjecture, ktorá odolávala ľudskej snahe 60 rokov.

Formálne jazyky a formalizácia

Matematická logika nepracuje s prirodzeným jazykom, ale s jeho zjednodušenými modelmi — *formálnymi jazykmi*.

- Presne definovaná, zjednodušená syntax a sémantika.
- Obchádzajú problémy prirodzeného jazyka:
viacznačnosť slov, nejednoznačné syntaktické vzťahy, zložitá syntaktickú analýzu, výminky, obraty s ustáleným významom, ...
- Niekoľko formálnych jazykov už poznáte: aritmetika, jazyky fyzikálnych a chemických vzorcov, programovacie jazyky, ...

Problémy z iných oblastí opísané v prirodzenom jazyku musíme najprv *sformalizovať*, a potom naň môžeme použiť aparát mat. logiky.

Formalizácia vyžaduje cvik — trocha veda, trocha umenie.

Ťažkosti s prirodzeným jazykom

Prirodzený jazyk je problematický:

- Viacznačné slová: Milo *je* v posluchárni A.
- Viacznačné tvrdenia: Videl som dievča v sále *s d'alekohľadom*.
- Ťažko syntakticky analyzovateľné tvrdenia:

Vlastníci bytov a nebytových priestorov v dome prijímajú rozhodnutia na schôdzi vlastníkov dvojtreťinovou 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 veci, 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; ...

— Zákon č. 182/1993 Z. z. SR v znení neskorších predpisov

- Výnimky a obraty so špeciálnym ustáleným významom: Nikto *nie* je dokonalý.

Formalizácia poznatkov

S formalizáciou ste sa už stretli — napríklad pri riešení slovných úloh:

Karol je trikrát starší ako Mária.

Súčet Karolovho a Máriinho veku je 12 rokov.

Koľko rokov majú Karol a Mária?

$$\begin{aligned} k &= 3 \cdot m \\ \rightsquigarrow k + m &= 12 \end{aligned}$$

Stretli ste sa už aj s formálnym jazykom výrokovej logiky.

Príklad 0.6. Sformalizujme náš párty príklad:

P0: Nieкто z trojice Kim, Jim, Sarah pôjde na párty. $p(K) \vee p(J) \vee p(S)$

P1: Sarah nepôjde na párty, ak pôjde Kim. $p(K) \rightarrow \neg p(S)$

P2: Jim pôjde na párty, len ak pôjde Kim.

$$p(J) \rightarrow \neg p(K)$$

P3: Sarah nepôjde bez Jima.

$$\neg p(J) \rightarrow \neg p(S)$$

Všimnite si, koľko vetných konštrukcií v slovenčine zodpovedá jednej formálnej spojke \rightarrow .

Logika prvého rádu

Jazyk logiky prvého rádu (FOL) je jeden zo základných formálnych jazykov, ktorým sa logika zaoberá.

Do dnešnej podoby sa vyvinul koncom 19. a v prvej polovici 20. storočia — G. Frege, G. Peano, C. S. Peirce.

Výrokové spojky + *kvantifikátory* \forall a \exists .

Dá sa v ňom vyjadriť veľa zaujímavých tvrdení, bežne sa používa v matematike.

$$\forall \varepsilon > 0 \exists \delta > 0 \dots$$

Kalkuly — formalizácia usudzovania

Pre mnohé logické jazyky sú známe *kalkuly* — množiny usudzovacích pravidiel, ktoré sú

korektné — odvodzujú iba logické dôsledky,

úplné — umožňujú odvodiť všetky logické dôsledky.

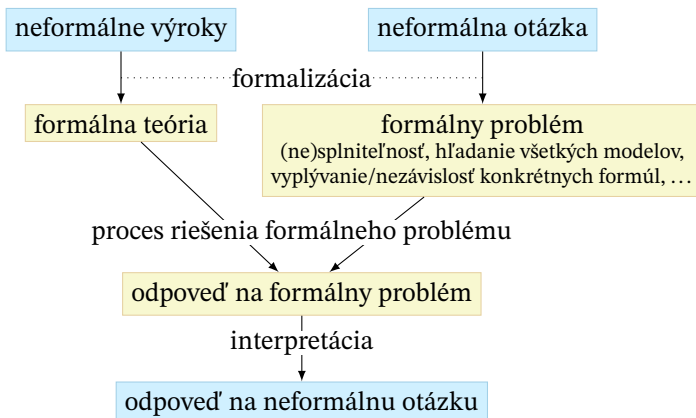
Kalkuly sú bežné v matematike

- kalkul elementárnej aritmetiky: na počítanie s číslami, zlomkami,
 - kalkul lineárnej algebry: riešenie lineárnych rovníc,
 - kalkul matematickej analýzy: derivovanie, integrovanie, riešenie diferenciálnych rovníc
- ⋮

Sú korektné, ale nie vždy úplné.

Poznáte už aj jeden logický kalkul — ekvivalentné úpravy.

Schéma riešenia problémov pomocou logiky



0.2 O kurzoch LPI a UdML

Prístup k logike na tomto predmete

Stredoškolský prístup príliš *neoddeľuje* jazyk výrokov od jeho významu a vlastne ani jednu stránku *nedefinuje jasne*.

Prevedieme vás základmi matematickej a výpočtovej logiky pre (postupne čoraz zložitejšie) fragmenty jazykov logiky prvého rádu.

Teoretická časť:

- Matematické definície logických pojmov (výrok, model, logický dôsledok, dôkaz, ...)
- *Dôkazy* ich vlastností

Praktická časť

- *Dátové štruktúry* na reprezentáciu logických objektov
- *Algoritmické* riešenie logických problémov
- *Formalizácia* rôznych problémov v logických jazykoch a ich *riešenie* nástrojmi na riešenie logických problémov

Organizácia kurzu — rozvrh, kontakty, pravidlá

Organizácia — rozvrh, kontakty a pravidlá absolvovania — je popísaná na oficiálnych webových stránkach predmetov:

1-AIN-412 https://dai.fmph.uniba.sk/w/Course:Logic_for_CS



1-INF-210 <http://www.dcs.fmph.uniba.sk/~mazak/vyucba/udml/>



1 Atomické formuly a štruktúry

Jazyky logiky prvého rádu

Logika prvého rádu je trieda (rodina) formálnych jazykov.

Zdieľajú:

- časti abecedy — *logické symboly* (spojky, kvantifikátory)
- pravidlá tvorby *formúl* (slov)

Líšia sa v *mimologických symboloch* — časť abecedy, pomocou ktorej sa tvoria najjednoduchšie — *atomické formuly* (*atómy*).

Atomické formuly a výroky v prirodzenom jazyku

Atomické formuly logiky prvého rádu zodpovedajú *pozitívnym jednoduchým vetám* o vlastnostiach, stavoch, vzťahoch a rovnosti *jednotlivých pomenovaných objektov*.

Príklady 1.1.

- | | |
|---------------------------------------|---------------------------------------|
| ✓ Milo beží. | ✗ Jarka nie je doma. |
| ✓ Jarka vidí Mila. | ✗ Nieкто je doma. |
| ✗ Milo beží, ale Jarka ho nevidí. | ✓ Súčet 2 a 2 je 3. |
| ✗ Jarka vidí všetkých. | ✓ Prezidentkou SR je Zuzana Čaputová. |
| ✓ Jarka dala Milovi Bobbyho v piatok. | |

Atomické formuly sa skladajú z *individuových konštánt* a *predikátových symbolov*.

Individuové konštanty

Individuové konštanty sú symboly jazyka logiky prvého rádu, ktoré pomenúvajú jednotlivé, pevne zvolené objekty.

Zodpovedajú *približne* vlastným menám, jednoznačným pomenovaniám, niekedy zámenám; konštantám v matematike a programovacích jazykoch.

Príklady 1.2. Jarka, 2, Zuzana_Čaputová, sobota, π , ...

Individuová konštantá:

- vždy pomenúva skutočný, existujúci objekt (na rozdiel od vlastného mena *Yeti*);
- nikdy nepomenúva viac objektov (na rozdiel od vlastného mena *Jarka*).

Objekt z domény, ktorú chceme prvorádovým jazykom opísať,

- *môže* byť pomenovaný aj *viacerými* individuovými konštantami (napr. Prezidentka_SR a Zuzana_Čaputová);
- *nemusí* mať žiadne meno.

Predikátové symboly a arita

Predikátové symboly sú symboly jazyka logiky prvého rádu, ktoré označujú vlastnosti alebo vzťahy.

Zodpovedajú

- prísudkom v slovenských vetách,
- množinám alebo reláciám v matematike,
- identifikátorom funkcií s boolovskou návratovou hodnotou.

Predikátový symbol má pevne určený počet argumentov — *aritu*.

Vždy musí mať práve toľko argumentov, aká je jeho arita.

Úloha argumentu v predikáte je daná jeho poradím (podobne ako pozíčné argumenty funkcií/metód v prog. jazykoch).

Dohoda 1.3. Aritu budeme *niekedy* písať ako horný index symbolu. Napríklad beží¹, vidí², dal⁴, <².

Zamýšľaný význam predikátových symbolov

Unárny predikátový symbol (teda s aritou 1) zvyčajne označuje *vlastnosť*, druh, rolu, stav.

Príklady 1.4.

pes(x)	x je pes
čierne(x)	x je čierne
beží(x)	x beží

Binárny, ternárny, ... predikátový symbol (s aritou 2, 3, ...) zvyčajne označuje *vzťah* svojich argumentov.

Príklady 1.5.

vidí(x, y)	x vidí y
dal(x, y, z, t)	x dal(a/o) objektu y objekt z v čase t

Kategorickosť významu predikátových symbolov

V bežnom jazyku často nie je celkom jasné, či objekt má alebo nemá nejakú vlastnosť — kedy je niekto *mladý*?

Predikátové symboly predstavujú *kategorické* vlastnosti/vzťahy — pre každý objekt sa dá *jednoznačne rozhodnúť*, či má alebo nemá túto vlastnosť/vzťah s iným objektom či inými objektmi.

Význam predikátového symbolu preto často zodpovedá rovnakému slovenskému predikátu iba približne.

Príklad 1.6. Predikát mladší² môže označovať vzťah „ x je mladší ako y “ presne.

Predikát mladý¹ zodpovedá vlastnosti „ x je mladý“ iba približne.

Nekategorickými vlastnosťami sa zaoberajú *fuzzy* logiky. Predikáty v nich zachytávajú význam týchto vlastností presnejšie.

Atomické formuly

Atomické formuly majú tvar

$$\text{predikát}(\text{argument}_1, \text{argument}_2, \dots, \text{argument}_k),$$

alebo

$$\text{argument}_1 \doteq \text{argument}_2,$$

pričom k je arita predikátu, a $\text{argument}_1, \dots, \text{argument}_k$ sú (nateraz) individuové konštanty.

Atomická formula zodpovedá (jednoduchému) výroku v slovenčine, t.j. tvrdeniu, ktorého *pravdivostná hodnota* (pravda alebo nepravda) sa dá jednoznačne určiť, lebo predikát označuje kategorickú vlastnosť/vzťah a individuové konštanty jednoznačne označujú objekty.

Formalizácia jednoduchých výrokov

Formalizácia je preklad výrokov z prirodzeného jazyka do formálneho logického jazyka.

Nie je to jednoznačný proces.

V spojení s *návrhom vlastného jazyka* (konštant a predikátov) je typicky *iteratívna*.

- Postupne zisťujeme, aké predikáty a konštanty potrebujeme, upravujeme predchádzajúce formalizácie.
- Zanedbávame nepodstatné detaily.
- Doterajší jazyk sa snažíme využiť čo najlepšie.

Návrh jazyka popri formalizácii

Príklad 1.7. A_1 : Jarka dala Milovi Bobyho.

↪ ~~d(Jarka)~~ ~~dalBobyho(Jarka, Milo)~~ dal(Jarka, Milo, Boby)

A_2 : Evka dostala Bobyho od Mila.

↪ ~~dalBobyho(Milo, Evka)~~ dal(Milo, Evka, Boby)

A_3 : Evka dala Jarke Cilku.

\rightsquigarrow ~~dalCilku(Evka, Jarka)~~ dal(Evka, Jarka, Cilka)

A_4 : Bobby je pes.

\rightsquigarrow pes(Bobby)

Návrh jazyka pri formalizácii

Minimalizujeme počet predikátov, uprednostňujeme flexibilnejšie, viacúčelovejšie (dal³ pred dalBobbyho² a dalCilku²).

Dosiahneme

- expresívnejší jazyk (vyjadrí viac menším počtom prostriedkov),
- zrejmejšie logické vzťahy výrokov.

Podobné normalizácii databázových schém.

1.1 Syntax atomických formúl

Presné definície

Cieľom logiky je uvažovať o jazyku, výrokoch, vyplývaní, dôkazoch.

Výpočtová logika sa snaží automaticky riešiť konkrétne problémy vyjadrené v logických jazykoch.

Spoločné a overiteľné úvahy a výpočty vyžadujú *presnú* dohodu na tom, o čom hovoríme — *definíciu* logických pojmov (jazyk, výrok, pravdivosť, ...).

Pojmy (napr. *atomická formula*) môžeme zadať napríklad

- *matematicky* ako množiny, n -tice, relácie, funkcie, postupnosti, ...;
- *informaticky* tým, že ich *naprogramujeme*, napr. zadefinujeme triedu `AtomickaFormula` v Pythone.

Matematický jazyk je univerzálnejší ako programovací — abstraktnejší, menej nie až tak podstatných detailov.

Syntax atomických formúl logiky prvého rádu

Najprv sa musíme dohodnúť na tom, aká je *syntax* atomických formúl logiky prvého rádu:

- z čoho sa skladajú,
- čím vlastne sú,
- akú majú štruktúru.

Symbole jazyka atomických formúl logiky prvého rádu

Z čoho sa skladajú atomické formuly?

Definícia 1.8. *Symbolmi jazyka \mathcal{L} atomických formúl logiky prvého rádu sú mimologické, logické a pomocné symboly, pričom:*

Mimologickými symbolmi sú

- *individuové konštanty* z nejakej neprázdnej spočítateľnej množiny $\mathcal{C}_{\mathcal{L}}$
- *a predikátové symboly* z nejakej spočítateľnej množiny $\mathcal{P}_{\mathcal{L}}$.

Jediným logickým symbolom je \doteq (symbol rovnosti).

Pomocnými symbolmi sú $(,)$ a $,$ (ľavá, pravá zátvorka a čiarka).

Množiny $\mathcal{C}_{\mathcal{L}}$ a $\mathcal{P}_{\mathcal{L}}$ sú disjunktné. Pomocné symboly sa nevyskytujú v symboloch z $\mathcal{C}_{\mathcal{L}}$ ani $\mathcal{P}_{\mathcal{L}}$. Každému symbolu $P \in \mathcal{P}_{\mathcal{L}}$ je priradená *arita* $\text{ar}_{\mathcal{L}}(P) \in \mathbb{N}^+$.

Abeceda jazyka atomických formúl logiky prvého rádu

Na Úvode do teoretickej informatiky/Formálnych jazykoch a automatoch by ste povedali, že *abecedou* jazyka \mathcal{L} atomických formúl logiky prvého rádu je $\Sigma_{\mathcal{L}} = \mathcal{C}_{\mathcal{L}} \cup \mathcal{P}_{\mathcal{L}} \cup \{\doteq, (,), ,\}$.

V logike sa väčšinou pojem *abeceda* nepoužíva, pretože potrebujeme rozlišovať *rôzne druhy* symbolov.

Namiesto *abeceda jazyka \mathcal{L}* hovoríme *množina všetkých symbolov jazyka \mathcal{L}* alebo len *symboly jazyka \mathcal{L}* .

Na zápise množiny $\Sigma_{\mathcal{L}}$ však ľahko vidíme, čím sa rôzne jazyky atomických formúl logiky prvého rádu od seba líšia a čo majú spoločné.

Príklady symbolov jazykov atomických formúl logiky prvého rádu

Príklad 1.9. Príklad o deťoch a zvieratkách sme sformalizovali v jazyku \mathcal{L}_{dz} , v ktorom

$$\begin{aligned}\mathcal{C}_{\mathcal{L}_{dz}} &= \{\text{Boby, Cilka, Evka, Jarka, Milo}\}, \\ \mathcal{P}_{\mathcal{L}_{dz}} &= \{\text{dal, pes}\}, \quad \text{ar}_{\mathcal{L}_{dz}}(\text{dal}) = 3, \quad \text{ar}_{\mathcal{L}_{dz}}(\text{pes}) = 1.\end{aligned}$$

Príklad 1.10. Príklad o návštevníkoch party by sme mohli sformalizovať v jazyku \mathcal{L}_{party} , kde

$$\begin{aligned}\mathcal{C}_{\mathcal{L}_{party}} &= \{\text{Kim, Jim, Sarah}\}, \\ \mathcal{P}_{\mathcal{L}_{party}} &= \{\text{príde}\}, \quad \text{ar}_{\mathcal{L}_{party}}(\text{príde}) = 1.\end{aligned}$$

Označenia symbolov

Keď budeme hovoriť o *ľubovoľnom* jazyku \mathcal{L} , často budeme potrebovať nejak označiť niektoré jeho konštanty alebo predikáty, aj keď nebudeme vedieť, aké konkrétne symboly to sú.

Na označenie symbolov použijeme *meta premenné*: premenné v (matematickej) slovenčine, pomocou ktorých budeme hovoriť o (po grécky *meta*) týchto symboloch.

Dohoda 1.11. Individuové konštanty budeme spravidla označovať meta premennými a, b, c, d s prípadnými dolnými indexmi.

Predikátové symboly budeme spravidla označovať meta premennými P, Q, R s prípadnými dolnými indexmi.

Atomické formuly jazyka

Čo sú atomické formuly?

Definícia 1.12. Nech \mathcal{L} je jazyk atomických formúl logiky prvého rádu.

Rovnostný atóm jazyka \mathcal{L} je každá postupnosť symbolov $c_1 \doteq c_2$, kde c_1 a c_2 sú individuové konštanty z $\mathcal{C}_{\mathcal{L}}$.

Predikátový atóm jazyka \mathcal{L} je každá postupnosť symbolov $P(c_1, \dots, c_n)$, kde P je predikátový symbol z $\mathcal{P}_{\mathcal{L}}$ s aritou n a c_1, \dots, c_n sú individuové konštanty z $\mathcal{C}_{\mathcal{L}}$.

Atomickými formulami (skrátene *atómami*) jazyka \mathcal{L} súhrnne nazývame všetky rovnostné a predikátové atómy jazyka \mathcal{L} .

Množinu všetkých atómov jazyka \mathcal{L} označujeme $\mathcal{A}_{\mathcal{L}}$.

Slová jazyka atomických formúl logiky prvého rádu

Na UTI/FoJa by ste povedali, že jazyk \mathcal{L} atomických formúl logiky prvého rádu nad abecedou $\Sigma_{\mathcal{L}} = \mathcal{C}_{\mathcal{L}} \cup \mathcal{P}_{\mathcal{L}} \cup \{=, (,), \}$ je množina slov

$$\{c_1 = c_2 \mid c_1 \in \mathcal{C}_{\mathcal{L}}, c_2 \in \mathcal{C}_{\mathcal{L}}\} \\ \cup \{P(c_1, \dots, c_n) \mid P \in \mathcal{P}_{\mathcal{L}}, \text{ar}_{\mathcal{L}}(P) = n, c_1 \in \mathcal{C}_{\mathcal{L}}, \dots, c_n \in \mathcal{C}_{\mathcal{L}}\}.$$

V logike sa jazyk takto nedefinuje, pretože potrebujeme rozlišovať *rôzne druhy slov*.

Príklady atómov jazyka

Príklad 1.13. V jazyku \mathcal{L}_{dz} , kde $\mathcal{C}_{\mathcal{L}_{\text{dz}}} = \{\text{Boby, Cilka, Evka, Jarka, Milo}\}$, $\mathcal{P}_{\mathcal{L}_{\text{dz}}} = \{\text{dal, pes}\}$, $\text{ar}_{\mathcal{L}_{\text{dz}}}(\text{dal}) = 3$, $\text{ar}_{\mathcal{L}_{\text{dz}}}(\text{pes}) = 1$, sú *okrem iných* rovnostné atómy:

Boby \doteq Bobby

Cilka \doteq Bobby

Evka \doteq Jarka

Boby \doteq Cilka

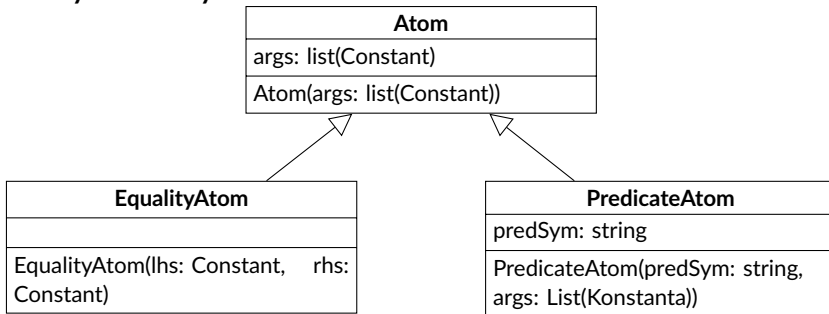
a predikátové atómy:

pes(Cilka)

dal(Cilka, Milo, Bobby)

dal(Jarka, Evka, Milo).

Atómy ako triedy



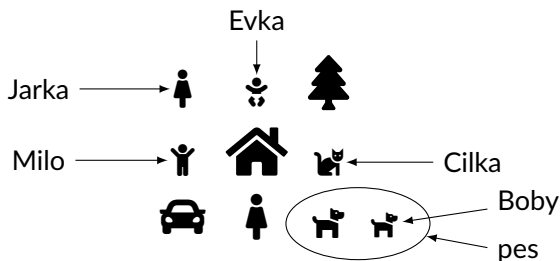
1.2 Štruktúry

Vyhodnotenie atomickej formuly

Ako zistíme, či je atomická formula $\text{pes}(\text{Boby})$ pravdivá v nejakej situácii (napríklad u babky Evky, Jarky a Mila na dedine)?

Pozrieme sa na túto situáciu a zistíme:

1. aký objekt b pomenúva konštanta Boby ;
2. akú vlastnosť p označuje predikát pes ;
3. či objekt b má vlastnosť p .



Vyhodnotenie atomickej formuly

Ako môžeme tento postup matematicky alebo informaticky modelovať?

Potrebuje:

- matematický/informatický model situácie (stavu vybranej časti sveta),
- postup na jeho použitie pri vyhodnocovaní pravdivosti formúl.

Matematický model stavu sveta

Ako môžeme matematicky popísať nejakú situáciu tak, aby sme pomocou tohto popisu mohli vyhodnocovať atomické formuly v nejakom jazyku logiky prvého rádu \mathcal{L} ?

Matematický model stavu sveta

Potrebuje vedieť:

- ktoré objekty sú v popisovanej situácii prítomné,
- množina všetkých týchto objektov — *doména*;

- jednoznačné priradenie významu všetkým individuovým konštantám a predikátom z jazyka \mathcal{L}
- *interpretačná funkcia*;
- pre každú individuovú konštantu c z jazyka \mathcal{L} , ktorý *objekt* z domény konštanty c pomenúva,
- pre každý unárny predikát P z jazyka \mathcal{L} , ktoré objekty z domény majú vlastnosť označenú predikátom P ,
- tvoria *podmnožinu* domény;
- pre každý n -árny predikát R z jazyka \mathcal{L} , $n > 1$, ktoré n -tice objektov z domény sú vo vzťahu ozn. pred. R ,
- tvoria n -árnu *reláciu* na doméne.

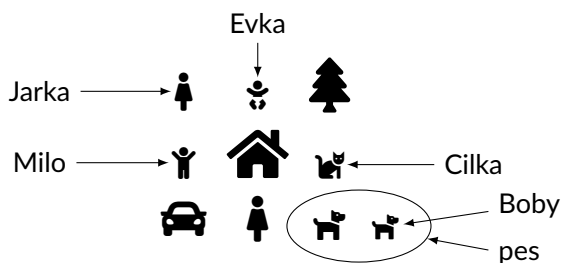
Štruktúra pre jazyk

Definícia 1.14. Nech \mathcal{L} je jazyk atomických formúl logiky prvého rádu. *Štruktúrou* pre jazyk \mathcal{L} (niekedy *interpretáciou* jazyka \mathcal{L}) nazývame dvojicu $\mathcal{M} = (D, i)$, kde D je ľubovoľná *neprázdna* množina nazývaná *doména* štruktúry \mathcal{M} ; i je zobrazenie, nazývané *interpretačná funkcia* štruktúry \mathcal{M} , ktoré

- každej individuovej konštante c jazyka \mathcal{L} priraduje prvok $i(c) \in D$;
- každému predikátovému symbolu P jazyka \mathcal{L} s aritou n priraduje množinu $i(P) \subseteq D^n$.

Dohoda 1.15. Štruktúry označujeme veľkými *písanými* písmenami $\mathcal{M}, \mathcal{N}, \dots$

Príklad štruktúry



Príklad 1.16.

$$\begin{aligned} \mathcal{M} &= (D, i), \quad D = \left\{ \text{person}, \text{person}, \text{tree}, \text{person}, \text{house}, \text{cat}, \text{car}, \text{person}, \text{dog}, \text{dog} \right\} \\ i(\text{Boby}) &= \text{dog} \quad i(\text{Cilka}) = \text{cat} \\ i(\text{Evka}) &= \text{person} \quad i(\text{Jarka}) = \text{person} \quad i(\text{Milo}) = \text{person} \\ i(\text{pes}) &= \{ \text{dog}, \text{dog} \} \\ i(\text{dal}) &= \left\{ (\text{person}, \text{person}, \text{dog}), (\text{person}, \text{person}, \text{dog}), (\text{person}, \text{person}, \text{cat}) \right\} \end{aligned}$$

Štruktúra ako informatický objekt

Štruktúru sme definovali pomocou *matematických* objektov.

Aký *informatický* objekt sa podobá na štruktúru?

Databáza:

Predikátové symboly jazyka \sim veľmi zjednodušená schéma DB (arita \sim počet stĺpcov)

Interpretácia predikátových symbolov \sim konkrétne tabuľky s dátami

$i(\text{pes}^1)$	$i(\text{dal}^3)$		
1	1	2	3
dog	person	person	dog
dog	person	person	dog
	person	person	cat

Štruktúry — upozornenia

Štruktúr pre daný jazyk je *nekonečne veľa*.

Doména štruktúry

- *nesúvisí so zamýšľaným významom interpretovaného jazyka;*
- môže mať ľubovoľné prvky;
- môže byť *nekonečná*.

Interpretácia symbolov konštánt:

- každej konštante je priradený objekt domény;
- nie každý objekt domény musí byť priradený nejakej konštante;
- rôznym konštantám môže byť priradený rovnaký objekt.

Interpretácie predikátových symbolov môžu byť *nekonečné*.

Príklad 1.17 (Štruktúra s nekonečnou doménou). $\mathcal{M} = (\mathbb{N}, i)$ $i(\text{pes}) = \{2n \mid n \in \mathbb{N}\}$
 $i(\text{dal}) = \{(n, m, n + m) \mid n, m \in \mathbb{N}\}$
 $i(\text{Boby}) = 0$ $i(\text{Cilka}) = 1$ $i(\text{Evka}) = 3$ $i(\text{Jarka}) = 5$ $i(\text{Milo}) = 0$

1.3 Sémantika atomických formúl

Pravdivosť atomickej formuly v štruktúre

Ako zistíme, či je atomická formula pravdivá v štruktúre?

Definícia 1.18. Nech $\mathcal{M} = (D, i)$ je štruktúra pre jazyk \mathcal{L} atomických formúl jazyka logiky prvého rádu.

Rovnostný atóm $c_1 \doteq c_2$ jazyka \mathcal{L} je *pravdivý v štruktúre \mathcal{M}* vtedy a len vtedy, keď $i(c_1) = i(c_2)$.

Predikátový atóm $P(c_1, \dots, c_n)$ jazyka \mathcal{L} je *pravdivý v štruktúre \mathcal{M}* vtedy a len vtedy, keď $(i(c_1), \dots, i(c_n)) \in i(P)$.

Vzťah *atóm A je pravdivý v štruktúre \mathcal{M}* skráteno zapisujeme $\mathcal{M} \models A$. Hovoríme aj, že \mathcal{M} je *modelom A* .

Vzťah *atóm A nie je pravdivý v štruktúre \mathcal{M}* zapisujeme $\mathcal{M} \not\models A$. Hovoríme aj, že A je *nepravdivý v \mathcal{M}* a \mathcal{M} *nie je modelom A* .

Príklad 1.19 (Určenie pravdivosti atómov v štruktúre).

$$\begin{aligned}
\mathcal{M} &= (D, i), \quad D = \left\{ \text{ľudia}, \text{strom}, \text{dom}, \text{koc}, \text{auta}, \text{zvieratka} \right\} \\
i(\text{Boby}) &= \text{ľudia} & i(\text{Cilka}) &= \text{zvieratka} \\
i(\text{Evka}) &= \text{ľudia} & i(\text{Jarka}) &= \text{ľudia} & i(\text{Milo}) &= \text{ľudia} \\
i(\text{pes}) &= \{ \text{ľudia}, \text{ľudia} \} \\
i(\text{dal}) &= \left\{ (\text{ľudia}, \text{ľudia}, \text{ľudia}), (\text{ľudia}, \text{ľudia}, \text{ľudia}), (\text{ľudia}, \text{ľudia}, \text{ľudia}) \right\}
\end{aligned}$$

Atóm $\text{pes}(\text{Boby})$ je pravdivý v štruktúre \mathcal{M} , t.j., $\mathcal{M} \models \text{pes}(\text{Boby})$, lebo objekt $i(\text{Boby}) = \text{ľudia}$ je prvkom množiny $\{ \text{ľudia}, \text{ľudia} \} = i(\text{pes})$.

Atóm $\text{dal}(\text{Evka}, \text{Jarka}, \text{Cilka})$ je pravdivý v \mathcal{M} , t.j., $\mathcal{M} \models \text{dal}(\text{Evka}, \text{Jarka}, \text{Cilka})$, lebo $(i(\text{Evka}), i(\text{Jarka}), i(\text{Cilka})) = (\text{ľudia}, \text{ľudia}, \text{ľudia}) \in i(\text{dal})$.

Atóm $\text{Cilka} \doteq \text{Boby}$ nie je pravdivý v \mathcal{M} , t.j., $\mathcal{M} \not\models \text{Cilka} \doteq \text{Boby}$, lebo $i(\text{Cilka}) = \text{zvieratka} \neq \text{ľudia} = i(\text{Boby})$.

1.4 Zhrnutie

Zhrnutie

- Logika prvého rádu je rodina formálnych jazykov.
- Každý jazyk logiky prvého rádu je daný neprázdnu množinou individuových konštánt a množinou predikátových symbolov.
- Atomické formuly sú základnými výrazmi prvorádového jazyka.
 - Postupnosti symbolov $P(c_1, \dots, c_n)$ (predikátové) a $c_1 \doteq c_2$ (rovnostné).
 - Zodpovedajú pozitívnym jednoduchým výrokom o vlastnostiach, stavoch, vzťahoch, rovnosti jednotlivých pomenovaných objektov.
- Význam jazyku dáva štruktúra — matematický opis stavu sveta
 - Skladá sa z neprázdnej domény a z interpretačnej funkcie.
 - Konštanty interpretuje ako prvky domény.
 - Predikáty interpretuje ako podmnožiny domény/relácie na doméne.

- Pravdivosť atómu určíme interpretovaním argumentov a zistením, či je výsledná n -tica objektov prvkom interpretácie predikátu, resp. pri rovnostnom atóme, či sa objekty rovnajú.

2. prednáška

Výrokovologické spojky a ohodnotenia

Rekapitulácia

Minulý týždeň sme si povedali:

- čo sú symboly jazyka *atomických formúl* logiky prvého rádu;
- čo sú atomické formuly;
- čo sú štruktúry:
 - modely stavu sveta,
 - neprázdna doména + interpretačná funkcia,
 - konštanty označujú objekty,
 - predikáty označujú vzťahy a vlastnosti;
- kedy sú atomické formuly pravdivé v danej štruktúre.
- Jazyk atomických formúl je oproti slovenčine veľmi slabý.
- Môžu byť pravdivé vo veľmi čudných štruktúrach.

2 Výrokovologické spojky a ohodnotenia

Výrokovologické spojky

Atomické formuly logiky prvého rádu môžeme spájať do zložitejších tvrdení *výrokovologickými spojkami*.

- Zodpovedajú spojkám v slovenčine, ktorými vytvárame súvetia.
- Významom spojky je vždy *boolovská funkcia*, teda funkcia na pravdivostných hodnotách spájaných výrokov. Pravdivostná hodnota zloženého výroku závisí *iba* od pravdivostných hodnôt podvýrokov.

Príklad 2.1. Negácia, konjunkcia, disjunkcia, implikácia, ekvivalencia, ...

Nevýrokovologické spojky

Negatívny príklad

Spojka *pretože* nie je výrokovologická.

Dôkaz. Uvažujme o výroku „*Karol je doma, pretože Jarka je v škole*“.

Je pravdivý v situácii: Je 18:00 a Karol je doma, aby šiel na prechádzku s ich psom. Ten by inak musel čakať na Jarku, ktorá sa zo školy vráti až o 19:30.

Nie je pravdivý v situácii: Jarka išla ráno do školy, ale Karol ostal doma, lebo je chorý. S Jarkinou prítomnosťou v škole to nesúvisí.

V oboch situáciách sú výroky „*Karol je doma*“ aj „*Jarka je v škole*“ pravdivé, ale pravdivostná hodnota zloženého výroku je rôzna. *Nezávisí* iba od pravdivostných hodnôt podvýrokov (ale od existencie vzťahu *príčina-následok* medzi nimi).

Spojka *pretože* teda nie je *funkciou* na pravdivostných hodnotách. □

2.1 Boolovské spojky

Negácia

Negácia \neg je *unárna* spojka — má jeden argument, formulu.

Zodpovedá výrazom *nie*, „*nie je pravda, že ...*“, predpone *ne-*.

Lubovoľne vnárateľná.

Formula vytvorená negáciou sa *nezátvorkuje*.

Okolo argumentu negácie *nepridávame* zátvorky, ale môže ich mať on sám, ak to jeho štruktúra vyžaduje.

Príklad 2.2.

$\neg \text{doma}(\text{Karol})$	Karol <i>nie</i> je doma.
$\neg \text{Jarka} \doteq \text{Karol}$	Jarka <i>nie</i> je Karol.
$\neg \neg \neg \text{poslúcha}(\text{Cilka})$	<i>Nie</i> je pravda, že <i>nie</i> je pravda, že Cilka <i>neposlúcha</i> .
$(\neg \text{doma}(\text{Karol}))$	nesprávna
$\neg(\text{doma}(\text{Karol}))$	syntax

Negácia rovnostného atómu

Rovnosť nie je spojka, preto:

✓ $\neg \text{Jarka} \doteq \text{Karol}$ — Jarka *nie* je Karol.

✗ $\neg (\text{Jarka} \doteq \text{Karol})$

Zátvorky sú zbytočné, lebo čítanie „*«Nie je pravda, že Jarka» sa rovná Karol*“ je nezmyselné:

1. Syntakticky: Negácia sa vzťahuje na formulu. Konštanta nie je formula, rovnosť s oboma argumentmi je.
2. Sémanticky: Negácia je funkcia na pravdivostných hodnotách. Konštanty označujú objekty domény. Objekty nie sú pravdivé ani nepravdivé.

Dohoda 2.3. Formulu $\neg \tau \doteq \sigma$ budeme skrátene zapisovať $\tau \neq \sigma$.

Konjunkcia

Konjunkcia \wedge je *binárna* spojka.

Zodpovedá spojkám *a, aj, i, tiež, ale, avšak, no, hoci, ani, ba (aj/ani), ...*

Formalizujeme ňou zlučovacie, stupňovacie a odporovacie súvetia:

- Jarka je doma *aj* Karol je doma.
 $(\text{doma}(\text{Jarka}) \wedge \text{doma}(\text{Karol}))$
- Jarka je v škole, *no* Karol je doma.
 $(\text{v_škole}(\text{Jarka}) \wedge \text{doma}(\text{Karol}))$
- *Ani* Jarka nie je doma, *ani* Karol tam nie je.
 $(\neg \text{doma}(\text{Jarka}) \wedge \neg \text{doma}(\text{Karol}))$
- *Nielen* Jarka je chorý, *ale aj* Karol je chorý.
 $(\text{chorý}(\text{Jarka}) \wedge \text{chorý}(\text{Karol}))$

Zloženú formulu vždy *zátvorkujeme*.

Formalizácia viacnásobných vetných členov konjunkciou

Zlučovacie viacnásobné vetné členy tiež formalizujeme ako konjunkcie:

- *Jarka aj Karol sú doma.*
(doma(Jarka) \wedge doma(Karol))
- *Karol sa potkol a spadol.*
(potkol_sa(Karol) \wedge spadol(Karol))
- *Jarka dostala Bobyho od mamy a otca.*
(dostal(Jarka, Boby, mama) \wedge dostal(Jarka, Boby, otec))

Podobne (jednoduché a viacnásobné zlučovacie) prívlastky vlastností:

- *Eismann je ruský špión.*
(Rus(Eismann) \wedge špión(Eismann))
- *Boby je malý čierny psík.*
((malý(Boby) \wedge čierny(Boby)) \wedge pes(Boby))

Stratené v preklade

Zlučovacie súvetia niekedy vyjadrujú časovú následnosť, ktorá sa pri priamočiarom preklade do logiky prvého rádu *stráca*:

- *Jarka a Karol sa stretli a išli do kina.* (stretli_sa(Jarka, Karol) \wedge (do_kina(Jarka) \wedge do_kina(Karol)))
- *Jarka a Karol išli do kina a stretli sa.* ((do_kina(Jarka) \wedge do_kina(Karol)) \wedge stretli_sa(Jarka, Karol))

Disjunkcia

Disjunkcia \vee je binárna spojka, ktorá zodpovedá spojkám *alebo*, či v *inkluzívnom* význame (môžu nastať aj obe možnosti). Inkluzívnu disjunkciu vyjadruje tiež „*alebo aj/i*“ a častice *respektíve*, *eventuálne*, *popripade*, *pripadne*.

Disjunkciou formalizujeme vylučovacie súvetia s inkluzívnym významom:

- *Jarka je doma alebo Karol je doma.*
(doma(Jarka) \vee doma(Karol))

- Bobyho kúpe Jarka, prípadne ho kúpe Karol. ($\text{kúpe}(\text{Jarka}, \text{Boby}) \vee \text{kúpe}(\text{Karol}, \text{Boby})$)

Zloženú formulu vždy *zátvorkujeme*.

Formalizácia viacnásobných vetných členov disjunkciou

Viacnásobné vetné členy s vylučovacou spojkou (v inkluzívnom význame) tiež prekladáme ako disjunkcie:

- Doma je Jarka alebo Karol. ($\text{doma}(\text{Jarka}) \vee \text{doma}(\text{Karol})$)
- Jarka je doma alebo v škole. ($\text{doma}(\text{Jarka}) \vee \text{v_škole}(\text{Jarka})$)
- Jarka dostala Bobyho od mamy alebo otca. ($\text{dostal}(\text{Jarka}, \text{Boby}, \text{mama}) \vee \text{dostal}(\text{Jarka}, \text{Boby}, \text{otec})$)
- Boby je čierny či tmavohnedý psík. ($((\text{čierny}(\text{Boby}) \vee \text{tmavohnedý}(\text{Boby})) \wedge \text{pes}(\text{Boby}))$)

Exkluzívna disjunkcia

Konštrukcie „*bud' ... , alebo ...*“, „*bud' ... , bud' ...*“, „*alebo ... , alebo ...*“ *spravidla* (v matematike vždy) vyjadrujú *exkluzívnu* disjunkciu.

- Bud' je batéria vybitá alebo svieti kontrolka.

Exkluzívnu disjunkciu môžeme vyjadriť zložitejšou formulou:

$$((\text{vybitá}(\text{batéria}) \vee \text{svieti}(\text{kontrolka})) \wedge \neg(\text{vybitá}(\text{batéria}) \wedge \text{svieti}(\text{kontrolka})))$$

Niekedy aj samotné *alebo* spája možnosti, o ktorých vieme, že sú vzájomne vylučné (na základe znalostí o fungovaní domény alebo z kontextu):

- Jarka sa nachádza doma alebo v škole. (Nemôže byť súčasne na dvoch miestach.)

Vid' *Znalosti na pozadí* ďalej.

Jednoznačnosť rozkladu

Formuly s binárnymi spojkami sú vždy uzátvorkované. Dajú sa jednoznačne rozložiť na podformuly a interpretovať.

Slovenské tvrdenia so spojkami nie sú vždy jednoznačné:

- Karol je doma a Jarka je doma alebo je Boby šťastný.

❓ $((\text{doma}(\text{Karol}) \wedge \text{doma}(\text{Jarka})) \vee \text{šťastný}(\text{Boby}))$

❓ $(\text{doma}(\text{Karol}) \wedge (\text{doma}(\text{Jarka}) \vee \text{šťastný}(\text{Boby})))$

- Karol je doma alebo Jarka je doma a Boby je šťastný.

❓ $((\text{doma}(\text{Karol}) \vee \text{doma}(\text{Jarka})) \wedge \text{šťastný}(\text{Boby}))$

❓ $(\text{doma}(\text{Karol}) \vee (\text{doma}(\text{Jarka}) \wedge \text{šťastný}(\text{Boby})))$

Jednoznačnosť rozkladu v slovenčine

Slovenčina má prostriedky podobné zátvorkám:

- Viacnásobný vetný člen (+*obaja*, *niekto* z):

- Karol aj Jarka sú (obaja) doma alebo je Boby šťastný.

$((\text{doma}(\text{Karol}) \wedge \text{doma}(\text{Jarka})) \vee \text{šťastný}(\text{Boby}))$

- Doma je Karol alebo Jarka a Boby je šťastný.

Nieko z dvojice Karol a Jarka je doma a Boby je šťastný.

$((\text{doma}(\text{Karol}) \vee \text{doma}(\text{Jarka})) \wedge \text{šťastný}(\text{Boby}))$

- Kombinácie spojok *bud'* ..., *alebo* ...; *alebo* ..., *alebo* ...; *aj* ..., *aj* ...; *ani* ..., *ani* ...; a pod.

- Karol je doma a *bud'* je doma Jarka, alebo je Boby šťastný,

alebo jedno aj druhé. Aj Karol je doma, aj Jarka je doma alebo je Boby šťastný. $(\text{doma}(\text{Karol}) \wedge (\text{doma}(\text{Jarka}) \vee \text{šťastný}(\text{Boby})))$

- Alebo je doma Karol, alebo je doma Jarka a Boby je šťastný,

alebo aj aj. $(\text{doma}(\text{Karol}) \vee (\text{doma}(\text{Jarka}) \wedge \text{šťastný}(\text{Boby})))$

Oblasť platnosti negácie

Výskyt negácie sa vzťahuje na *najkratšiu nasledujúcu formulu* – *oblasť platnosti* tohto výskytu.

- $((\neg \text{doma}(\text{Karol}) \wedge \text{doma}(\text{Jarka})) \vee \text{šťastný}(\text{Boby}))$
- $(\neg (\text{doma}(\text{Karol}) \wedge \text{doma}(\text{Jarka}))) \vee \text{šťastný}(\text{Boby})$

Argument negácie je *uzátvorkovaný práve vtedy*, keď je *priamo* vytvorený binárnou spojkou:

✔ $\neg \neg (\text{doma}(\text{Karol}) \wedge \text{doma}(\text{Jarka}))$

✘ $\neg (\neg (\text{doma}(\text{Karol}) \wedge \text{doma}(\text{Jarka})))$

Interakcia negácie s alebo v slovenčine

Zamyslite sa 2.1

Ako by ste sformalizovali: „Doma nie je Jarka alebo Karol“?

A. $(\neg \text{doma}(\text{Jarka}) \vee \neg \text{doma}(\text{Karol}))$

B. $\neg (\text{doma}(\text{Jarka}) \vee \text{doma}(\text{Karol}))$

Zvyčajné chápanie v slovenčine je **A**.

Formalizácii **B** zodpovedá „Nie je pravda, že je doma Jarka alebo Karol.“

2.2 Implikácia

Implikácia

Implikácia \rightarrow je binárna spojka približne zodpovedajúca podmienkovému podradovaciemu súvetiu *ak ..., tak ...*.

Vo formule $(A \rightarrow B)$ hovoríme podformule A *antecedent* a podformule B *konzekvent*.

Formula vytvorená implikáciou je *nepravdivá* v *jedinom* prípade: antecedent je pravdivý a konzekvent nepravdivý.

⚠ Tomuto významu nezodpovedajú všetky súvetia *ak ..., tak ...*:

Napr. veta „Ak by Sarah prišla, Jim by prišiel tiež“ je nepravdivá, keď ňou chceme povedať, že si myslíme, že išli rovnakým autobusom, ale v skutočnosti Jim išiel iným a zmeškal ho.

Implikácia plne nevystihuje prípady, keď *ak ... , tak ...* vyjadruje (neboolovský) vzťah príčina-následok (ako *pretože*).

Keď ... , potom ... má často význam časovej následnosti, ktorý implikácia tiež nepostihuje.

Nutná a postačujúca podmienka

Implikáciu vyjadrujú aj súvetia:

Jim príde, *ak* príde Kim.

Jim príde, *iba ak* príde Kim.

Vedľajšie vety (*príde Kim*) sú *podmienkami* hlavnej vety (*Jim príde*).

Ale je medzi nimi *podstatný rozdiel*:

Jim príde, *ak* príde Kim.
postačujúca
podmienka

Jim príde, *iba ak* príde Kim.
nutná
podmienka

Postačujúca podmienka

Jim príde, *ak* príde Kim.

- Na to, aby prišiel Jim, *stačí*, aby prišla Kim.
- Teda, ak príde Kim, tak príde aj Jim.
- Nepravdivé, keď Kim príde, ale Jim *nepríde*.
- Zodpovedá teda ($\text{príde}(\text{Kim}) \rightarrow \text{príde}(\text{Jim})$).

Vo všeobecnosti:

$$A, \text{ ak } B. \quad \rightsquigarrow \quad (B \rightarrow A)$$

Iné vyjadrenia:

- Jim príde, *pokiaľ* príde Kim.

Nutná podmienka

Jim príde, *iba ak* príde Kim.

- Na to, aby prišiel Jim, *je nevyhnutné*, aby prišla Kim, ale nemusí to stačiť.
- Teda, ak Jim príde, tak príde aj Kim.
- Nepravdivé, keď Jim príde, ale Kim *nepríde*.
- Zodpovedá teda ($\text{príde}(\text{Jim}) \rightarrow \text{príde}(\text{Kim})$).

Vo všeobecnosti:

$$A, \text{ iba ak } B. \quad \rightsquigarrow \quad (A \rightarrow B)$$

Iné vyjadrenia:

- Jim príde, *iba pokiaľ* s Kim.
- Jim príde *iba* spolu s Kim.
- Jim *nepríde bez* Kim.

Nutná a postačujúca podmienka rukolapne

Určite by sa vám páčilo, keby z pravidiel predmetu vyplývalo:

Z logiky prejdete, *ak* pridete na písomnú aj ústnu skúšku.

Stačilo by prísť na obe časti skúšky a *nebolo by nutné* urobiť nič iné.

Žiaľ, z našich pravidiel vyplýva:

Z logiky prejdete, *iba ak* pridete na písomnú aj ústnu skúšku.

Prísť na obe časti skúšky *je nutné*, ale na prejdienie to *nestačí*.

Súvetia formalizované implikáciou

$(A \rightarrow B)$ formalizuje (okrem iných) zložené výroky:

- Ak A , tak B .
- Ak A , tak aj B .
- Ak A , B .
- Pokiaľ A , [tak (aj)] B .
- A , iba/len/jedine ak/pokiaľ(/keď) B .
- A nastane iba spolu s B .
- A nenastane bez B .
- B , ak/pokiaľ(/keď) A .

2.3 Ekvivalencia

Ekvivalencia

Ekvivalencia \leftrightarrow vyjadruje, že ňou spojené výroky majú rovnakú pravdivostnú hodnotu.

Zodpovedá slovenským výrazom *ak a iba ak; vtedy a len vtedy, keď; práve vtedy, keď; rovnaký ... ako ...; taký ... ako ...*.

- Jim príde, ak a iba ak príde Kim. ($\text{príde}(\text{Jim}) \leftrightarrow \text{príde}(\text{Kim})$)
- Číslo n je párne práve vtedy, keď n^2 je párne. ($\text{párne}(n) \leftrightarrow \text{párne}(n^2)$)
- Müller je taký Nemec, ako je Stirlitz Rus. ($\text{Nemec}(\text{Müller}) \leftrightarrow \text{Rus}(\text{Stirlitz})$)

Ekvivalencia

Ekvivalencia $(A \leftrightarrow B)$ zodpovedá tvrdeniu, že A je nutnou aj postačujúcou podmienkou B .

Budeme ju preto považovať za skratku za formulu

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

Ďalšie spojky a vetné konštrukcie

V slovenčine a iných prirodzených aj umelých jazykoch sa dajú tvoriť aj oveľa komplikovanejšie podmienené tvrdenia:

- Karol je doma, *ak* je Jarka v škole, *inak* má Jarka obavy.
- Karol je doma, *ak* je Jarka v škole, *inak* má Jarka obavy, *okrem* prípadov, keď je Boby s ním.

Výrokovologické spojky sa dajú vytvoriť aj pre takéto konštrukcie, ale väčšinou sa to nerobí.

Na ich vyjadrenie stačia aj základné spojky. Mohli by sme pre ne vymyslieť označenie a považovať aj ako skratky, podobne ako ekvivalenciu.

2.4 Správnosť a vernosť formalizácie

Skúška správnosti formalizácie

Správnou formalizáciou výroku je taká formula, ktorá je pravdivá *za tých istých okolností* ako formalizovaný výrok.

Formuly dokážeme vyhodnocovať iba v štruktúrach.

Preto *za tých istých okolností* znamená *v tých istých štruktúrach*.

Vernosť formalizácie

Výrok „*Nie je pravda, že Jarka a Karol sú doma*“ sa dá *správne* formalizovať ako

$$\neg(\text{doma}(\text{Jarka}) \wedge \text{doma}(\text{Karol})),$$

ale rovnako *správna* je aj formalizácia

$$(\neg \text{doma}(\text{Jarka}) \vee \neg \text{doma}(\text{Karol})),$$

lebo je pravdivá v rovnakých štruktúrach.

Pri formalizácii sa snažíme o správnosť, ale zároveň *uprednostňujeme* formalizácie, ktoré *vernejšie* zachytávajú štruktúru výroku.

Zvyšuje to pravdepodobnosť, že sme neurobili chybu, a uľahčuje hľadanie chýb.

Prvá formalizácia je vernejšia ako druhá, a preto ju uprednostníme.

Znalosti na pozadí

Na praktických cvičeniach ste sa stretli so *znalosťami na pozadí* (background knowledge): vzájomná výlučnosť vlastností *je Nemec a je Rus*, ktorá v úlohe nebola explicitne uvedená.

Uprednostňujeme ich vyjadrovanie *samostatnými formulami*.

Rovnaké dôvody ako pre vernosť.

Skutočné súčasti významu a konverzačné implikatúry

Niektoré tvrdenia *vyznievajú* silnejšie, ako naozaj sú:

- „*Prílohou sú zemiaky alebo šalát*“ môže niekomu znieť ako exkluzívna disjunkcia.
- „*Prejdete, ak všetky úlohy vyriešite na 100 %*“ znie mnohým ako ekvivalencia.

Skutočnú časť významu tvrdenia nemôžeme poprieť v dodatku k pôvodnému tvrdeniu bez sporu s ním.

- Keď k tvrdeniu „*Karol a Jarka sú doma*“ dodáme „*Ale Karol nie je doma,*“ dostaneme sa do sporu.

Takže „*Karol je doma*“ je skutočne časťou významu pôvodného výroku.

Skutočné súčasti významu a konverzačné implikatúry

Časť významu tvrdenia, ktorú *môžeme poprieť* dodatkami bez sporu s pôvodným tvrdením, sa nazýva *konverzačná implikatúra* (H. P. Grice). *Nie je skutočnou časťou významu pôvodného tvrdenia.*

- Prílohou sú zemiaky alebo šalát. *Ale môžete si (pol na pol alebo za príplatok) dať aj oboje.*

Dodatok popiera exkluzívnosť, ale nie je v spore s tvrdením. Takže exkluzívnosť nie je súčasťou významu základného tvrdenia, je to iba konverzačná implikatúra.

- Prejdete, ak všetky úlohy vyriešite na 100 %. *Ale nemusíte mať všetko na 100 %, aby ste prešli.*

Dodatok popiera implikáciu „Prejdete, iba ak všetky úlohy vyriešite na 100 %“, ale nie je v spore s pôvodným tvrdením. Táto implikácia teda nie je skutočne časťou významu základného tvrdenia, je to len konverzačná implikatúra.

2.5 Syntax výrokovologických formúl

Syntax a sémantika formúl s výrokovologickými spojkami

Podobne ako pri atomických formulách, aj pri formulách s výrokovologickými spojkami potrebujeme *zadefinovať* — presne a záväzne — ich *syntax* (skladbu) a *sémantiku* (význam).

Niektoré definície preberieme, iné rozšírime alebo modifikujeme, ďalšie pridáme.

Syntax výrokovologických formúl logiky prvého rádu špecifikuje:

- z čoho sa skladajú,
- čím sú a akú majú štruktúru.

Symbole výrokovologickej časti logiky prvého rádu

Definícia 2.4. *Symbolmi jazyka \mathcal{L} výrokovologickej časti logiky prvého rádu sú:*

mimologické symboly, ktorými sú

- *individuové konštanty* z nejakej neprázdnej spočítateľnej množiny $\mathcal{C}_{\mathcal{L}}$
- *a predikátové symboly* z nejakej spočítateľnej množiny $\mathcal{P}_{\mathcal{L}}$;

logické symboly, ktorými sú

- *výrokovologické spojky* $\neg, \wedge, \vee, \rightarrow$ (nazývané, v uvedenom poradí, *symbol negácie, symbol konjunkcie, symbol disjunkcie, symbol implikácie*);
- *a symbol rovnosti* \doteq ;

pomocné symboly (,) a , (ľavá zátvorka, pravá zátvorka a čiarka).

Množiny $\mathcal{C}_{\mathcal{L}}$ a $\mathcal{P}_{\mathcal{L}}$ sú disjunktné. Pomocné ani logické symboly sa nevyskytujú v symboloch z $\mathcal{C}_{\mathcal{L}}$ ani $\mathcal{P}_{\mathcal{L}}$. Každému symbolu $P \in \mathcal{P}_{\mathcal{L}}$ je priradená *arita* $\text{ar}_{\mathcal{L}}(P) \in \mathbb{N}^+$.

Atomické formuly

Definícia atomických formúl je takmer rovnaká ako doteraz:

Definícia 2.5. Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu.

Rovnostný atóm jazyka \mathcal{L} je každá postupnosť symbolov $c_1 \doteq c_2$, kde c_1 a c_2 sú individuové konštanty z $\mathcal{C}_{\mathcal{L}}$.

Predikátový atóm jazyka \mathcal{L} je každá postupnosť symbolov $P(c_1, \dots, c_n)$, kde P je predikátový symbol z $\mathcal{P}_{\mathcal{L}}$ s aritou n a c_1, \dots, c_n sú individuové konštanty z $\mathcal{C}_{\mathcal{L}}$.

Atomickými formulami (skrátene *atómami*) jazyka \mathcal{L} súhrnne nazývame všetky rovnostné a predikátové atómy jazyka \mathcal{L} .

Množinu všetkých atómov jazyka \mathcal{L} označujeme $\mathcal{A}_{\mathcal{L}}$.

Čo sú výrokovologické formuly?

Majme jazyk \mathcal{L} , kde $\mathcal{C}_{\mathcal{L}} = \{\text{Kim}, \text{Jim}, \text{Sarah}\}$ a $\mathcal{P}_{\mathcal{L}} = \{\text{príde}^1\}$.

Čo sú formuly tohto jazyka?

- Samotné atómy, napr. $\text{príde}(\text{Sarah})$.
- Negácie atómov, napr. $\neg \text{príde}(\text{Sarah})$.
- Atómy alebo aj ich negácie spojené spojkou, napr. $(\neg \text{príde}(\text{Kim}) \vee \text{príde}(\text{Sarah}))$.
- Ale negovať a spájať spojkami môžeme aj zložitejšie formuly, napr. $(\neg(\text{príde}(\text{Kim}) \wedge \text{príde}(\text{Sarah})) \rightarrow (\neg \text{príde}(\text{Kim}) \vee \neg \text{príde}(\text{Sarah})))$.

Ako to presne a úplne popíšeme?

Čo sú výrokovologické formuly?

Ako presne a úplne popíšeme, čo je formula?

Induktívnou definíciou:

1. Povieme, čo sú základné formuly, ktoré sa nedajú rozdeliť na menšie formuly.
 - Podobne ako báza pri matematickej indukcii.
2. Opíšeme, ako sa z jednoduchších formúl skladajú zložitejšie.
 - Podobne ako indukčný krok pri matematickej indukcii.
3. Zabezpečíme, že nič iné nie je formulou.

Formuly jazyka výrokovologickej časti logiky prvého rádu

Definícia 2.6. Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu. Množina $\mathcal{E}_{\mathcal{L}}$ formúl jazyka \mathcal{L} je (3.) *najmenšia* množina postupností symbolov, ktorá spĺňa všetky nasledujúce podmienky:

1. Každý atóm z $\mathcal{A}_{\mathcal{L}}$ je formulou z $\mathcal{E}_{\mathcal{L}}$.
- 2.1. Ak A patrí do $\mathcal{E}_{\mathcal{L}}$, tak aj postupnosť symbolov $\neg A$ patrí do $\mathcal{E}_{\mathcal{L}}$ a nazývame ju *negácia* formuly A .
- 2.2. Ak A a B sú v $\mathcal{E}_{\mathcal{L}}$, tak aj postupnosti symbolov $(A \wedge B)$, $(A \vee B)$ a $(A \rightarrow B)$ patria do $\mathcal{E}_{\mathcal{L}}$ a nazývame ich postupne *konjunkcia*, *disjunkcia* a *implikácia* formúl A a B .

Každý prvok A množiny $\mathcal{E}_{\mathcal{L}}$ nazývame *formulou* jazyka \mathcal{L} .

Dohody • Vytvorenie formuly

Dohoda 2.7. Formuly označujeme meta premennými A, B, C, X, Y, Z , podľa potreby aj s dolnými indexmi.

Dohoda 2.8. Pre každú dvojicu formúl $A, B \in \mathcal{E}_{\mathcal{L}}$ je zápis $(A \leftrightarrow B)$ *skratka* za formulu $((A \rightarrow B) \wedge (B \rightarrow A))$.

Technicky $(\cdot \leftrightarrow \cdot) : \mathcal{E}_{\mathcal{L}} \times \mathcal{E}_{\mathcal{L}} \rightarrow \mathcal{E}_{\mathcal{L}}$ je funkcia na formulách definovaná ako $(A \leftrightarrow B) = ((A \rightarrow B) \wedge (B \rightarrow A))$ pre každé dve formuly A a B .

Príklad 2.9. Ako by sme podľa definície 2.6 mohli dokázať, že $(\neg \text{príde}(\text{Kim}) \rightarrow (\text{príde}(\text{Jim}) \vee \text{príde}(\text{Sarah})))$ je formula? Teda, ako by sme ju podľa definície 2.6 mohli vytvoriť?

Vytvárajúca postupnosť

Definícia 2.10. *Vytvárajúcou postupnosťou nad jazykom \mathcal{L} výrokovologickej časti logiky prvého rádu je ľubovoľná konečná postupnosť A_0, \dots, A_n postupností symbolov, ktorej každý člen*

- je atóm z $\mathcal{A}_{\mathcal{L}}$, alebo
- má tvar $\neg A$, pričom A je niektorý predchádzajúci člen postupnosti, alebo
- má jeden z tvarov $(A \wedge B)$, $(A \vee B)$, $(A \rightarrow B)$, kde A a B sú niektoré predchádzajúce členy postupnosti.

Vytvárajúcou postupnosťou pre X je ľubovoľná vytvárajúca postupnosť, ktorej posledným prvkom je X .

Indukcia na konštrukciu formuly

Veta 2.11 (Princíp indukcie na konštrukciu formuly). *Nech P je ľubovoľná vlastnosť formúl ($P \subseteq \mathcal{E}_{\mathcal{L}}$). Ak platí súčasne*

1. *každý atóm z $\mathcal{A}_{\mathcal{L}}$ má vlastnosť P ,*
- 2.1. *ak formula A má vlastnosť P , tak aj $\neg A$ má vlastnosť P ,*
- 2.2. *ak formuly A a B majú vlastnosť P , tak aj každá z formúl $(A \wedge B)$, $(A \vee B)$ a $(A \rightarrow B)$ má vlastnosť P ,*

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

Formula a existencia vytvárajúcej postupnosti

Tvrdenie 2.12. *Postupnosť symbolov A je výrokovologickou formulou vtt existuje vytvárajúca postupnosť pre A .*

Osnova dôkazu. (\Rightarrow) Indukciou na konštrukciu formuly

(\Leftarrow) Indukciou na dĺžku vytvárajúcej postupnosti

□

vtt skracuje „vtedy a len vtedy, keď“.

Výrokovologické formuly by sa dali alternatívne zadefinovať ako postupnosti symbolov jazyka \mathcal{L} , pre ktoré existuje vytvárajúca postupnosť nad \mathcal{L} .

Výhoda: Dĺžka vytvárajúcej postupnosti je číslo, tvrdenia o všetkých formulách sa potom dajú dokazovať matematickou alebo úplnou indukciou.

(Ne)jednoznačnosť rozkladu formúl výrokovej logiky

Čo keby sme zdefinovali „formuly“ takto?

Definícia „formúl“



Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu. Množina $\mathcal{E}_{\mathcal{L}}$ „formúl“ jazyka \mathcal{L} je (3.) *najmenšia* množina postupností symbolov, ktorá spĺňa všetky nasledujúce podmienky:

1. Každý atóm z $\mathcal{A}_{\mathcal{L}}$ je „formulou“ z $\mathcal{E}_{\mathcal{L}}$.
- 2.1. Ak A patrí do $\mathcal{E}_{\mathcal{L}}$, tak aj postupnosť symbolov $\neg A$ patrí do $\mathcal{E}_{\mathcal{L}}$.
- 2.2. Ak A a B sú v $\mathcal{E}_{\mathcal{L}}$, tak aj postupnosti symbolov $A \wedge B$, $A \vee B$ a $A \rightarrow B$ patria do $\mathcal{E}_{\mathcal{L}}$.
- 2.3. ak A patrí do $\mathcal{E}_{\mathcal{L}}$, tak aj postupnosť symbolov (A) je v $\mathcal{E}_{\mathcal{L}}$.

Každý prvok A množiny $\mathcal{E}_{\mathcal{L}}$ nazývame „formulou“ jazyka \mathcal{L} .

Čo znamená „formula“ (príde(Jim) \rightarrow príde(Kim) \rightarrow \neg príde(Sarah))?

Formulu by sme mohli čítať ako $A = (\text{príde}(\text{Jim}) \rightarrow (\text{príde}(\text{Kim}) \rightarrow \neg \text{príde}(\text{Sarah})))$ alebo ako $B = ((\text{príde}(\text{Jim}) \rightarrow \text{príde}(\text{Kim})) \rightarrow \neg \text{príde}(\text{Sarah}))$.

Čítanie A hovorí, že Sarah nepríde, ak prídu Jim a Kim súčasne. To neplatí v *práve jednej* situácii: keď všetci prídu.

Čítanie B hovorí, že Sarah nepríde, ak alebo nepríde Jim alebo príde Kim. To však neplatí v *aspoň dvoch* rôznych situáciách: keď prídu všetci a keď príde Sarah a Kim, ale nie Jim.

Jednoznačnosť rozkladu formúl výrokovej logiky

Pre našu definíciu formúl platí:

Tvrdenie 2.13 (o jednoznačnosti rozkladu). *Pre každú formulu $X \in \mathcal{E}_{\mathcal{L}}$ v jazyku \mathcal{L} platí práve jedna z nasledujúcich možností:*

- X je atóm z $\mathcal{A}_{\mathcal{L}}$.
- Existuje práve jedna formula $A \in \mathcal{E}_{\mathcal{L}}$ taká, že $X = \neg A$.
- Existujú práve jedna dvojica formúl $A, B \in \mathcal{E}_{\mathcal{L}}$ a jedna spojka $b \in \{\wedge, \vee, \rightarrow\}$ také, že $X = (A \ b \ B)$.

Problémy s vytvárajúcou postupnosťou

Vytvárajúca postupnosť popisuje konštrukciu formuly podľa definície formúl:

príde(Jim), príde(Sarah), \neg príde(Jim), príde(Kim),
 \neg príde(Sarah), $(\neg$ príde(Jim) \wedge príde(Kim)),
 $((\neg$ príde(Jim) \wedge príde(Kim)) \rightarrow \neg príde(Sarah))

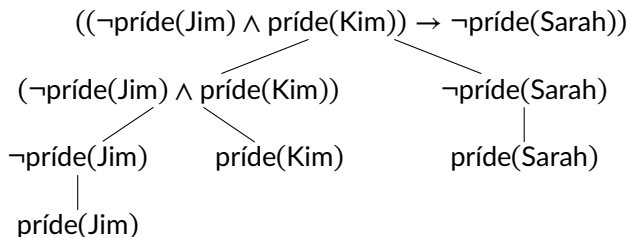
ale

- môže obsahovať „zbytočné“ prvky;
- nie je jasné ktoré z predchádzajúcich formúl sa *bezprostredne* použijú na vytvorenie nasledujúcej formuly.

Akou „dátovou štruktúrou“ vieme vyjadriť konštrukciu formuly bez týchto problémov?

Vytvárajúci strom

Konštrukciu si vieme predstaviť ako *strom*:



Takéto stromy voláme *vytvárajúce*.

Ako ich *presne* a *všeobecne* popíšeme — zdefinujeme?

Podobne ako sa definuje napr. binárny vyhľadávací strom.

Vytvárajúci strom formuly

Definícia 2.14. *Vytvárajúci strom* T pre formulu X je binárny strom 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 atómy sú listami.

Syntaktické vzťahy formúl

Uvažujme formulu:

$$((\neg \text{príde}(\text{Jim}) \wedge \text{príde}(\text{Kim})) \rightarrow \neg \text{príde}(\text{Sarah}))$$

Ako nazveme formuly, z ktorých vznikla?

$$\text{príde}(\text{Sarah}), \neg \text{príde}(\text{Jim}), (\neg \text{príde}(\text{Jim}) \wedge \text{príde}(\text{Kim})), \dots$$

Ako nazveme formuly, z ktorých *bezprostredne/priamo* vznikla?

$$(\neg \text{príde}(\text{Jim}) \wedge \text{príde}(\text{Kim})) \quad \text{a} \quad \neg \text{príde}(\text{Sarah})$$

Ako tieto pojmy presne zdefinujeme?

Podformuly

Definícia 2.15 (Priama podformula). Pre všetky formuly A a B :

- 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 2.16 (Podformula). Vzťah *byť podformulou* je najmenšia relácia na formulách spĺňajúca pre všetky formuly X , Y a Z :

- X je podformulou X .
- 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 .

Formula X je *vlastnou podformulou* formuly Y práve vtedy, keď X je podformulou Y a $X \neq Y$.

Meranie syntaktickej zložitosti formúl

Miera zložitosti/veľkosti formuly:

- Jednoduchá: dĺžka, teda počet symbolov
 - Počíta aj pomocné symboly.
 - Nič nemá mieru 0, ani atómy.
- Lepšia: počet netriviálnych krokov pri konštrukcii formuly
 - pridanie negácie,
 - spojenie formúl spojkou.

Túto lepšiu mieru nazývame *stupeň formuly*.

Príklad 2.17. Aký je stupeň formuly $((\text{príde}(\text{Jim}) \vee \neg \text{príde}(\text{Kim})) \wedge \neg (\text{príde}(\text{Sarah}) \rightarrow \text{príde}(\text{Kim})))$?

Meranie syntaktickej zložitosti formúl

Ako stupeň zadefinujeme?

Podobne ako sme zadefinovali formuly – induktívne:

1. určíme hodnotu stupňa pre atomické formuly,
2. určíme, ako zo stupňa priamych podformúl vypočítame stupeň z nich zloženej formuly.

Stupeň formuly

Definícia 2.18 (Stupeň formuly). Pre všetky formuly A a B a všetky $n, n_1, n_2 \in \mathbb{N}$:

- Atomická formula 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 2.18 (Stupeň formuly presnejšie a symbolicky). *Stupeň* $\deg(X)$ formuly $X \in \mathcal{E}_{\mathcal{L}}$ definujeme pre všetky formuly $A, B \in \mathcal{E}_{\mathcal{L}}$ nasledovne:

- $\deg(A) = 0$, ak $A \in \mathcal{A}_{\mathcal{L}}$,
- $\deg(\neg A) = \deg(A) + 1$,
- $\deg((A \wedge B)) = \deg((A \vee B)) = \deg((A \rightarrow B)) = \deg(A) + \deg(B) + 1$.

Indukcia na stupeň formuly

Pomocou stupňa vieme indukciu na konštrukciu formuly zredukovať na špeciálny prípad matematickej indukcie:

Veta 2.19 (Princíp indukcie na stupeň formuly). *Nech P je ľubovoľná vlastnosť formúl ($P \subseteq \mathcal{E}_{\mathcal{L}}$). Ak platí súčasne*

1. *báza indukcie: každá formula stupňa 0 má vlastnosť P ,*
2. *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 ($P = \mathcal{E}_{\mathcal{L}}$).

2.6 Sémantika výrokovologických formúl

Sémantika výrokovej logiky

Význam formúl výrokovologickej časti logiky prvého rádu popíšeme podobne ako význam atomických formúl pomocou *štruktúr*.

Štruktúra pre jazyk

Definícia štruktúry takmer nemeňte:

Definícia 2.20. Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu. *Štruktúrou* pre jazyk \mathcal{L} nazývame dvojicu $\mathcal{M} = (D, i)$, kde D je ľubovoľná neprázdna množina nazývaná *doména* štruktúry \mathcal{M} ; i je zobrazenie, nazývané *interpretačná funkcia* štruktúry \mathcal{M} , ktoré

- každému symbolu konštanty c jazyka \mathcal{L} priraduje prvok $i(c) \in D$;
- každému predikátovému symbolu P jazyka \mathcal{L} s aritou n priraduje množinu $i(P) \subseteq D^n$.

Pravdivosť formuly v štruktúre

Definícia 2.21. Nech $\mathcal{M} = (D, i)$ je štruktúra pre jazyk \mathcal{L} výrokovologickej časti logiky prvého rádu. Reláciu *formula A je pravdivá v štruktúre \mathcal{M}* ($\mathcal{M} \models A$) definujeme *induktívne* pre všetky arity $n > 0$, všetky predikátové symboly P s aritou n všetky konštanty c_1, c_2, \dots, c_n , a všetky formuly A, B jazyka \mathcal{L} nasledovne:

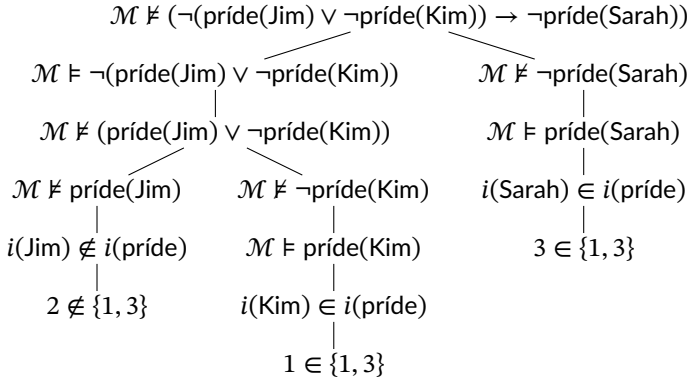
- $\mathcal{M} \models c_1 \doteq c_2$ vtt $i(c_1) = i(c_2)$,
- $\mathcal{M} \models P(c_1, \dots, c_n)$ vtt $(i(c_1), \dots, i(c_n)) \in i(P)$,
- $\mathcal{M} \models \neg A$ vtt $\mathcal{M} \not\models A$,
- $\mathcal{M} \models (A \wedge B)$ vtt $\mathcal{M} \models A$ a zároveň $\mathcal{M} \models B$,
- $\mathcal{M} \models (A \vee B)$ vtt $\mathcal{M} \models A$ alebo $\mathcal{M} \models B$,
- $\mathcal{M} \models (A \rightarrow B)$ vtt $\mathcal{M} \not\models A$ alebo $\mathcal{M} \models B$,

kde $\mathcal{M} \not\models A$ skrakuje *A nie je pravdivá v \mathcal{M}* .

Vyhodnotenie pravdivosti formuly

Príklad 2.22 (Vyhodnotenie pravdivosti formuly v štruktúre). Majme štruktúru $\mathcal{M} = (D, i)$ pre jazyk o party, kde $D = \{0, 1, 2, 3\}$, $i(\text{Kim}) = 1$, $i(\text{Jim}) = 2$, $i(\text{Sarah}) = 3$, $i(\text{príde}) = \{1, 3\}$.

Formuly vyhodnocujeme podľa definície postupom zdola nahor (od atómov cez zložitejšie podformuly k cieľovej formule):



Vyhodnotenie pravdivosti formuly

Príklad 2.23 (Vyhodnotenie pravdivosti formuly v štruktúre). Majme štruktúru $\mathcal{M} = (D, i)$ pre jazyk o party, kde $D = \{0, 1, 2, 3\}$, $i(\text{Kim}) = 1$, $i(\text{Jim}) = 2$, $i(\text{Sarah}) = 3$, $i(\text{príde}) = \{1, 3\}$.

Vyhodnotenie pravdivosti môžeme zapísať aj tabuľkou:

	$p(J)$	$p(K)$	$\neg p(K)$	$(p(J) \vee \neg p(K))$	$\neg(p(J) \vee \neg p(K))$...
\mathcal{M}	$\not\models$	\models	$\not\models$	$\not\models$	\models	

	$p(S)$	$\neg p(S)$	$(\neg(p(J) \vee \neg p(K)) \rightarrow \neg p(S))$
...	\models	$\not\models$	$\not\models$

kde $p = \text{príde}$, $K = \text{Kim}$, $J = \text{Jim}$ a $S = \text{Sarah}$.

Všimnite si, že v záhlaví tabuľky je vytvárajúca postupnosť vyhodnocovanej formuly.

Hľadanie štruktúry

Príklad 2.24 (Nájdenie štruktúry, v ktorej je formula pravdivá). V akej štruktúre $\mathcal{M} = (D, i)$ je pravdivá formula $\mathcal{M} \models (\neg(\text{príde}(\text{Jim}) \vee \neg \text{príde}(\text{Kim})) \rightarrow \neg \text{príde}(\text{Sarah}))$?

Na zodpovedanie je dobré postupovať podľa definície pravdivosti zhora nadol (od cieľovej formuly cez podformuly k atómom):

$\mathcal{M} \models (\neg(\text{príde}(\text{Jim}) \vee \neg \text{príde}(\text{Kim})) \rightarrow \neg \text{príde}(\text{Sarah}))$ vtt $\mathcal{M} \not\models \neg(\text{príde}(\text{Jim}) \vee \neg \text{príde}(\text{Kim}))$ alebo $\mathcal{M} \models \neg \text{príde}(\text{Sarah})$ vtt $\mathcal{M} \models (\text{príde}(\text{Jim}) \vee \neg \text{príde}(\text{Kim}))$ alebo $\mathcal{M} \not\models \text{príde}(\text{Sarah})$ vtt $\mathcal{M} \models \text{príde}(\text{Jim})$ alebo $\mathcal{M} \models \neg \text{príde}(\text{Kim})$ alebo $\mathcal{M} \not\models \text{príde}(\text{Sarah})$ vtt $i(\text{Jim}) \in i(\text{príde})$ alebo $i(\text{Kim}) \notin i(\text{príde})$ alebo $i(\text{Sarah}) \notin i(\text{príde})$.

2.7 Teórie a ich modely

Teórie v neformálnej logike

Medzi základnými logickými pojmami z úvodnej prednášky boli teória a model.

Neformálne je *teória* súbor tvrdení, ktoré pokladáme za pravdivé.

Zvyčajne popisujú našu predstavu o zákonitostiach platných v nejakej časti sveta a pozorovania o jej stave.

Príklad 2.25. Máme troch nových známych — Kim, Jima a Sarah. Organizujeme párty a P0: chceme, aby na ňu prišiel niekto z nich. Od spoločných kamarátov sme sa ale dozvedeli o ich požiadavkách:

P1: Sarah nepríde na párty, ak príde Kim.

P2: Jim príde na párty, len ak príde Kim.

P3: Sarah nepríde bez Jima.

Výrokovologické teórie

V logike prvého rádu tvrdenia zapisujeme formulami. Teóriu preto budeme chápať ako súbor (čiže množinu) formúl.

Definícia 2.26. Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu.

Každú množinu formúl jazyka \mathcal{L} budeme nazývať *teóriou* v jazyku \mathcal{L} .

Príklad 2.27.

$$T_{\text{party}} = \{((\text{príde}(\text{Kim}) \vee \text{príde}(\text{Jim})) \vee \text{príde}(\text{Sarah})), \\ (\text{príde}(\text{Kim}) \rightarrow \neg \text{príde}(\text{Sarah})), \\ (\text{príde}(\text{Jim}) \rightarrow \text{príde}(\text{Kim})), \\ (\text{príde}(\text{Sarah}) \rightarrow \text{príde}(\text{Jim}))\}$$

Modely teórií

Neformálne je *modelom* teórie stav vybranej časti sveta, v ktorom sú všetky tvrdenia v teórii pravdivé.

Pre logiku prvého rádu stavy sveta vyjadrujú štruktúry.

Príklad 2.28 (Model teórie o party).

$$\begin{aligned} \mathcal{M} &= (\{k, j, s, e, h\}, i), \\ i(\text{Kim}) &= k, \quad i(\text{Jim}) = j, \quad i(\text{Sarah}) = s, \\ i(\text{príde}) &= \{k, j, e\}; \\ \left. \begin{aligned} \mathcal{M} &\models ((\text{príde}(\text{Kim}) \vee \text{príde}(\text{Jim})) \vee \text{príde}(\text{Sarah})) \\ \mathcal{M} &\models (\text{príde}(\text{Kim}) \rightarrow \neg \text{príde}(\text{Sarah})) \\ \mathcal{M} &\models (\text{príde}(\text{Jim}) \rightarrow \text{príde}(\text{Kim})) \\ \mathcal{M} &\models (\text{príde}(\text{Sarah}) \rightarrow \text{príde}(\text{Jim})) \end{aligned} \right\} \mathcal{M} \models T_{\text{party}} \end{aligned}$$

Model teórie

Definícia 2.29 (Model). Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu a nech T je teória v jazyku \mathcal{L} a \mathcal{M} je štruktúra pre jazyk \mathcal{L} .

Teória T je *pravdivá* v \mathcal{M} , skrátene $\mathcal{M} \models T$, vtt každá formula X z T je pravdivá v \mathcal{M} (teda $\mathcal{M} \models X$).

Hovoríme tiež, že \mathcal{M} je *modelom* T .

Teória T je *nepravdivá* v \mathcal{M} , skrátene $\mathcal{M} \not\models T$, vtt T nie je pravdivá v \mathcal{M} .

2.8 Výrokovologické ohodnotenia

Nekonečne veľa štruktúr

Logickými dôsledkami teórie sú tvrdenia, ktoré sú pravdivé vo všetkých modeloch teórie.

$$T_{\text{party}} = \{((\text{príde}(\text{Kim}) \vee \text{príde}(\text{Jim})) \vee \text{príde}(\text{Sarah})), \\ (\text{príde}(\text{Kim}) \rightarrow \neg \text{príde}(\text{Sarah})), \\ (\text{príde}(\text{Jim}) \rightarrow \text{príde}(\text{Kim})), \\ (\text{príde}(\text{Sarah}) \rightarrow \text{príde}(\text{Jim}))\}$$

Ale štruktúra je nekonečne veľá a ak má teória jeden model, má aj nekonečne veľá ďalších:

$\mathcal{M}_1 = (\{k, j, s\}, i_1)$	$\mathcal{M}'_1 = (\{k, j, s, 0, 1\}, i'_1)$	$\mathcal{M}''_1 = (\{2, 4, 6\}, i''_1) \quad \dots$
$i_1(\text{Kim}) = k$	$i'_1(\text{Kim}) = k$	$i''_1(\text{Kim}) = 2$
$i_1(\text{Jim}) = j$	$i'_1(\text{Jim}) = j$	$i''_1(\text{Jim}) = 4$
$i_1(\text{Sarah}) = s$	$i'_1(\text{Sarah}) = s$	$i''_1(\text{Sarah}) = 6$
$i_1(\text{príde}) = \{k, j\}$	$i'_1(\text{príde}) = \{k, j, 1\}$	$i''_1(\text{príde}) = \{2, 4\}$

Rozdiely modelov

V čom sa líšia a čo majú spoločné nasledujúce modely T_{party} ?

$\mathcal{M}_1 = (\{k, j, s, e, h\}, i_1)$	$\mathcal{M}_2 = (\{1, 2, 3\}, i_2)$	$\mathcal{M}_3 = (\{kj, s\}, i_3)$
$i_1(\text{Kim}) = k$	$i_2(\text{Kim}) = 1$	$i_3(\text{Kim}) = kj$
$i_1(\text{Jim}) = j$	$i_2(\text{Jim}) = 2$	$i_3(\text{Jim}) = kj$
$i_1(\text{Sarah}) = s$	$i_2(\text{Sarah}) = 3$	$i_3(\text{Sarah}) = s$
$i_1(\text{príde}) = \{k, j, e\}$	$i_2(\text{príde}) = \{1, 2\}$	$i_3(\text{príde}) = \{kj\}$

Líšia sa doménami aj v interpretáciách.

Líšia sa v pravdivosti rovnostných atómov, napr. $\text{Kim} \doteq \text{Jim}$.

Zhodujú sa na pravdivosti všetkých predikátových atómov $\text{príde}(\text{Kim})$, $\text{príde}(\text{Jim})$, $\text{príde}(\text{Sarah})$.

💡 V T_{party} na ničom inom nezáleží.

Ohodnotenie atómov

Z každej zo štruktúr

$\mathcal{M}_1 = (\{k, j, s, e, h\}, i_1)$	$\mathcal{M}_2 = (\{1, 2, 3\}, i_2)$	$\mathcal{M}_3 = (\{kj, s\}, i_3)$
$i_1(\text{Kim}) = k$	$i_2(\text{Kim}) = 1$	$i_3(\text{Kim}) = kj$
$i_1(\text{Jim}) = j$	$i_2(\text{Jim}) = 2$	$i_3(\text{Jim}) = kj$
$i_1(\text{Sarah}) = s$	$i_2(\text{Sarah}) = 3$	$i_3(\text{Sarah}) = s$
$i_1(\text{príde}) = \{k, j, e\}$	$i_2(\text{príde}) = \{1, 2\}$	$i_3(\text{príde}) = \{kj\}$

môžeme skonštruovať to isté *ohodnotenie predikátových atómov*:

$v(\text{príde}(\text{Kim})) = t$	lebo $\mathcal{M}_j \models \text{príde}(\text{Kim})$,
$v(\text{príde}(\text{Jim})) = t$	lebo $\mathcal{M}_j \models \text{príde}(\text{Jim})$,
$v(\text{príde}(\text{Sarah})) = f$	lebo $\mathcal{M}_j \not\models \text{príde}(\text{Sarah})$.

Všetky tieto štruktúry (a nekonečne veľa ďalších) vieme pri vyhodnocovaní formúl jazyka $\mathcal{L}_{\text{party}}$ nahradiť týmto ohodnotením.

Výrokovologické formuly, teórie a ohodnotenia

Definícia 2.30. Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu.

Množinu všetkých predikátových atómov jazyka \mathcal{L} označujeme $\mathcal{PA}_{\mathcal{L}}$.

Výrokovologickými formulami jazyka \mathcal{L} nazveme všetky formuly jazyka \mathcal{L} , ktoré *neobsahujú symbol rovnosti*. Množinu všetkých výrokovologických formúl jazyka \mathcal{L} označujeme $\mathcal{PE}_{\mathcal{L}}$.

Definícia 2.31. Nech (f, t) je usporiadaná dvojica *pravdivostných hodnôt*, $f \neq t$, kde f predstavuje *nepravdu* a t predstavuje *pravdu*. Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu.

Výrokovologickým ohodnotením pre \mathcal{L} , skrátene *ohodnotením*, nazveme každé zobrazenie $v : \mathcal{PA}_{\mathcal{L}} \rightarrow \{f, t\}$.

Pravdivé formuly v ohodnotení

Ako vyhodnotíme, či je formula pravdivá v nejakom ohodnotení?

Definícia 2.32. Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu, nech (f, t) sú pravdivostné hodnoty a nech $v : \mathcal{PA}_{\mathcal{L}} \rightarrow \{f, t\}$ je výrokovologické ohodnotenie pre \mathcal{L} . Reláciu *výrokovologická formula A je pravdivá v ohodnotení v* ($v \models_p A$) definujeme *induktívne* pre všetky predikátové atómy a a všetky výrokovologické formuly A, B jazyka \mathcal{L} nasledovne:

- $v \models_p a$ vtt $v(a) = t$,
- $v \models_p \neg A$ vtt $v \not\models_p A$,
- $v \models_p (A \wedge B)$ vtt $v \models_p A$ a zároveň $v \models_p B$,
- $v \models_p (A \vee B)$ vtt $v \models_p A$ alebo $v \models_p B$,
- $v \models_p (A \rightarrow B)$ vtt $v \not\models_p A$ alebo $v \models_p B$,

kde vtt skrakuje *vtedy a len vtedy* a $v \not\models_p A$ skrakuje *A nie je pravdivá vo v* .

Vyhodnotenie formuly v ohodnotení

Príklad 2.33. Vyhodnoťme formulu

$$X = ((\text{príde}(\text{Jim}) \vee \neg \text{príde}(\text{Kim})) \rightarrow \text{príde}(\text{Sarah}))$$

vo výrokovologickom ohodnotení

$$v = \{\text{príde}(\text{Kim}) \mapsto t, \text{príde}(\text{Jim}) \mapsto t, \text{príde}(\text{Sarah}) \mapsto f\}$$

zdola nahor:

	p(Kim)	p(Jim)	p(Sarah)	$\neg p(\text{Kim})$	$(p(\text{Jim}) \vee \neg p(\text{Kim}))$	X
v	\models_p	\models_p	$\not\models_p$	$\not\models_p$	\models_p	$\not\models_p$

príde sme skrátili na p.

Ohodnotenie zhodné so štruktúrou

Definícia 2.34. Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu, nech \mathcal{M} je štruktúra pre \mathcal{L} , nech (f, t) sú pravdivostné hodnoty, $v : \mathcal{PA}_{\mathcal{L}} \rightarrow \{f, t\}$ je výrokovologické ohodnotenie pre \mathcal{L} a $S \subseteq \mathcal{PA}_{\mathcal{L}}$ je množina predikátových atómov.

Ohodnotenie v a štruktúra \mathcal{M} sú navzájom *zhodné na S* vtt pre každý predikátový atóm $A \in S$ platí

$$v(A) = t \text{ vtt } \mathcal{M} \models A.$$

Ohodnotenie v a štruktúra \mathcal{M} sú navzájom *zhodné* vtt sú zhodné na $\mathcal{PA}_{\mathcal{L}}$.

Konštrukcia ohodnotenia zhodného so štruktúrou

Ohodnotenie zhodné so štruktúrou zostrojíme ľahko:

Tvrdenie 2.35. *Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu, nech \mathcal{M} je štruktúra pre \mathcal{L} a (f, t) sú pravdivostné hodnoty. Zobrazenie $v : \mathcal{PA}_{\mathcal{L}} \rightarrow \{f, t\}$ definované pre každý atóm $A \in \mathcal{PA}_{\mathcal{L}}$ nasledovne:*

$$v(A) = \begin{cases} t, & \text{ak } \mathcal{M} \models A, \\ f, & \text{ak } \mathcal{M} \not\models A \end{cases}$$

je výrokovologické ohodnotenie zhodné s \mathcal{M} .

Dôkaz. Pre každý atóm $A \in \mathcal{PA}_{\mathcal{L}}$ musíme dokázať, že $v(A) = t$ vtt $\mathcal{M} \models A$:

(\Leftarrow) Priamo: Ak $\mathcal{M} \models A$, tak $v(A) = t$ podľa jeho definície v leme.

(\Rightarrow) Nepriamo: Ak $\mathcal{M} \not\models A$, tak $v(A) = f$ podľa jeho definície v leme, a pretože $t \neq f$, tak $v(A) \neq t$. □

Dokážeme zostrojiť aj štruktúru z ohodnotenia, aby boli zhodné?

Príklad 2.36 (Konštrukcia štruktúry zhodnej s ohodnotením). Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu, kde $\mathcal{C}_{\mathcal{L}} = \{\text{Kim, Jim, Sarah}\}$ a $\mathcal{P}_{\mathcal{L}} = \{\text{príde}\}$.

Nech v je výrokovologické ohodnotenie pre \mathcal{L} , kde

$$v(\text{príde}(\text{Kim})) = t \quad v(\text{príde}(\text{Jim})) = t \quad v(\text{príde}(\text{Sarah})) = f$$

Zostrojme štruktúru pre \mathcal{L} zhodnú s v .

Možnosťou, ktorú ľahko zovšeobecníme na všetky jazyky, je použiť ako doménu množinu konštánt:

$$\mathcal{M} = (\underbrace{\{\text{Kim, Jim, Sarah}\}}_{\mathcal{C}_{\mathcal{L}}}, i)$$

Každú konštantu interpretujeme ňou samou:

$$i(\text{Kim}) = \text{Kim} \qquad i(\text{Jim}) = \text{Jim} \qquad i(\text{Sarah}) = \text{Sarah}$$

predikát prídaje ako množinu tých c , pre ktoré $v(\text{príde}(c)) = t$:

$$i(\text{príde}) = \{\text{Kim}, \text{Jim}\}$$

Konštrukcia štruktúry zhodnej s ohodnotením

Ako zostrojíme štruktúru zhodnú s ohodnotením pre hocikajký jazyk?

Tvrdenie 2.37. *Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu, nech (f, t) sú pravdivostné hodnoty a $v : \mathcal{PA}_{\mathcal{L}} \rightarrow \{f, t\}$ je výrokovologické ohodnotenie pre \mathcal{L} .*

Nech $\mathcal{M} = (D, i)$ je štruktúra pre \mathcal{L} s doménou $D = \mathcal{C}_{\mathcal{L}}$ a interpretačnou funkciou definovanou pre všetky $n > 0$, všetky konštanty c a všetky predikátové symboly $P \in \mathcal{P}_{\mathcal{L}}$ s aritou n takto:

$$i(c) = c$$

$$i(P) = \{(c_1, \dots, c_n) \in \mathcal{C}_{\mathcal{L}}^n \mid v(P(c_1, \dots, c_n)) = t\}$$

Potom \mathcal{M} je zhodná s v .

Štruktúram zo syntaktického materiálu sa hovorí *herbrandovské*.

Zhoda ohodnotenia a štruktúry je definované iba na *atómoch*.

Ako sa správajú na *zložitejších* formulách?

Zhoda na všetkých výrokovologických formulách

Tvrdenie 2.38. *Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu, \mathcal{M} je štruktúra pre \mathcal{L} a v je výrokovologické ohodnotenie pre \mathcal{L} zhodné s \mathcal{M} . Potom pre každú výrokovologickú formulu $X \in \mathcal{PE}_{\mathcal{L}}$ platí, že $v \models_p X$ vtt $\mathcal{M} \models X$.*

Dôkaz (indukciou na konštrukciu formuly). 1.1: Nech X je rovnostný atóm. Potom nie je výrokovologickou formulou a tvrdenie preň triviálne platí.

1.2: Nech X je predikátový atóm. Potom $v \models_p X$ vtt $v(X) = t$ vtt $\mathcal{M} \models X$ podľa def. zhodnosti v a \mathcal{M} .

2.1: Indukčný predpoklad: Nech tvrdenie platí pre formulu X . Dokážme tvrdenie pre $\neg X$. Ak X neobsahuje symbol rovnosti \doteq , potom $v \models_p \neg X$ vtt (podľa def. \models_p) $v \not\models_p X$ vtt (podľa IP) $\mathcal{M} \not\models X$ vtt (podľa def. \models) $\mathcal{M} \models \neg X$. Ak X obsahuje \doteq , $\neg X$ ho obsahuje tiež, teda nie je výrokovologická a tvrdenie pre ňu platí triviálne.

2.2: IP: Nech tvrdenie platí pre formuly X a Y . Dokážme ho pre $(X \wedge Y)$, $(X \vee Y)$, $(X \rightarrow Y)$. Ak X alebo Y obsahuje \doteq , tvrdenie platí pre $(X \wedge Y)$, $(X \vee Y)$, $(X \rightarrow Y)$ triviálne, lebo nie sú výrokovologické.

Nech teda X ani Y neobsahuje \doteq . Potom platí $v \models_p (X \rightarrow Y)$ vtt $v \not\models_p X$ alebo $v \models_p Y$ vtt (podľa IP) vtt $\mathcal{M} \not\models X$ alebo $\mathcal{M} \models Y$ vtt $\mathcal{M} \models (X \rightarrow Y)$.

Ďalej $v \models_p (X \wedge Y)$ vtt $v \models_p X$ a $v \models_p Y$ vtt (podľa IP) vtt $\mathcal{M} \models X$ a $\mathcal{M} \models Y$ vtt $\mathcal{M} \models (X \wedge Y)$.

Nakoniec $v \models_p (X \vee Y)$ vtt $v \models_p X$ alebo $v \models_p Y$ vtt (podľa IP) vtt $\mathcal{M} \models X$ alebo $\mathcal{M} \models Y$ vtt $\mathcal{M} \models (X \vee Y)$. □

3. prednáška

Výrokovologické vyplývanie, sémantické vlastnosti formúl a ekvivalencia

Prednáša: Ján Mazák

Rekapitulácia

Minulý týždeň sme hovorili o tom,

- čo sú výrokovologické spojky,
- ako zodpovedajú slovenským spojkám,
- čo sú symboly jazyka výrokovologickej časti logiky prvého rádu,
- čo sú formuly tohto jazyka,
- kedy sú formuly pravdivé v danej štruktúre.
- čo je výrokovologická teória a jej model,
- ako zjednodušíme štruktúry na výrokovologické ohodnotenia.

3 Výrokovologické vyplývanie

Logické dôsledky

Na 1. prednáške:

- Hovorili sme o tom, že logiku zaujíma, čo a prečo sú zákonitosti správneho usudzovania.
- Správne úsudky odvodzujú z predpokladov (teórií) závery, ktoré sú ich logickými dôsledkami.
- *Logickými dôsledkami* teórie sú tvrdenia, ktoré sú pravdivé vo *všetkých modeloch* teórie.

Minulý týždeň sme začali pracovať s *výrokovologickou* časťou logiky prvého rádu.

Už vieme, čo sú v nej teórie a modely.

Čo sú logické dôsledky?

3.1 Výrokovologické teórie a modely

Výrokovologické teórie

Vráťme sa naspäť k teóriám, modelom a vyplývaniu.

Definícia 3.1. Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu. Každú množinu výrokovologických formúl jazyka \mathcal{L} budeme nazývať *výrokovologickou teóriou* v jazyku \mathcal{L} .

Príklad 3.2. Výrokovologickou teóriou je

$$\begin{aligned} T_{\text{party}} = \{ & ((\text{príde}(\text{Kim}) \vee \text{príde}(\text{Jim})) \vee \text{príde}(\text{Sarah})), \\ & (\text{príde}(\text{Kim}) \rightarrow \neg \text{príde}(\text{Sarah})), \\ & (\text{príde}(\text{Jim}) \rightarrow \text{príde}(\text{Kim})), \\ & (\text{príde}(\text{Sarah}) \rightarrow \text{príde}(\text{Jim})) \}, \end{aligned}$$

ale nie

$$T_{\text{party}} \cup \{\text{Kim} \doteq \text{Sarah}\}.$$

Príklad výrokovologického modelu

Príklad 3.3 (Výrokovologický model teórie o party).

$$\left. \begin{aligned} v &= \{\text{príde}(\text{Kim}) \mapsto t, \text{príde}(\text{Jim}) \mapsto t, \text{príde}(\text{Sarah}) \mapsto f\} \\ v &\models_p ((\text{príde}(\text{Kim}) \vee \text{príde}(\text{Jim})) \vee \text{príde}(\text{Sarah})) \\ v &\models_p (\text{príde}(\text{Kim}) \rightarrow \neg \text{príde}(\text{Sarah})) \\ v &\models_p (\text{príde}(\text{Jim}) \rightarrow \text{príde}(\text{Kim})) \\ v &\models_p (\text{príde}(\text{Sarah}) \rightarrow \text{príde}(\text{Jim})) \end{aligned} \right\} v \models_p T_{\text{party}}$$

Výrokovologický model

Definícia 3.4 (Výrokovologický model). Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu a nech T je teória v jazyku \mathcal{L} a v je výrokovologické ohodnotenie pre jazyk \mathcal{L} .

Teória T je *pravdivá* v ohodnotení v , skráteno $v \models_p T$, vtt každá formula X z T je pravdivá vo v (teda $v \models_p X$ pre každú $X \in T$).

Hovoríme tiež, že v je *výrokovologickým modelom* T .

Teória T je *nepravdivá* vo v , skráteno $v \not\models_p T$, vtt T nie je pravdivá vo v .

Zrejme $v \models_p T$ vtt $v \not\models_p X$ pre *nejakú* $X \in T$.

Model teórie, splniteľnosť a nespľniteľnosť

Definícia 3.5 (Splniteľnosť a nespľniteľnosť). Teória je *výrokovologicky splniteľná* vtt má aspoň jeden výrokovologický model.

Teória je *výrokovologicky nespľniteľná* vtt nemá žiaden výrokovologický model.

Zrejme teória nie je splniteľná vtt keď je nespľniteľná.

Príklad 3.6. T_{party} je evidentne splniteľná.

3.2 Vyplývanie, nezávislosť a nespľniteľnosť

Výrokovologické vyplývanie

Ak sú množiny konštánt a predikátových symbolov jazyka konečné, jazyk má konečne veľa predikátových atómov a teda aj *konečne veľa* ohodnotení.

Uvažovať o všetkých ohodnoteniach a modeloch teórie nie je také odstrašujúce. Napríklad si ľahšie predstavíme logický dôsledok:

Definícia 3.7. Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu a nech T je výrokovologická teória a X je výrokovologická formula, obe v jazyku \mathcal{L} .

Formula X je *výrokovologickým dôsledkom* teórie T vtt pre každé ohodnotenie v pre jazyk \mathcal{L} platí, že ak $v \models_p T$, tak $v \models_p X$.

Hovoríme tiež, že X *vyplýva* z T a píšeme $T \models_p X$.

Ak X *nevyplýva* z T , píšeme $T \not\models_p X$.

Príklad výrokovologickeho vyplývania

Príklad 3.8. Vyplýva príde(Kim) výrokovologicky z T_{party} ? Pretože vieme vymenovať všetky ohodnotenia pre $\mathcal{L}_{\text{party}}$, zistíme to ľahko:

	v_i			$((p(K) \vee p(J)) \vee p(S))$	$(p(K) \rightarrow \neg p(S))$	$(p(J) \rightarrow p(K))$	$(p(S) \rightarrow p(J))$	T_{party}	$p(K)$
	$p(K)$	$p(J)$	$p(S)$						
v_0	<i>f</i>	<i>f</i>	<i>f</i>	$\not\vdash_p$				$\not\vdash_p$	
v_1	<i>f</i>	<i>f</i>	<i>t</i>	\vdash_p	\vdash_p	\vdash_p	$\not\vdash_p$	$\not\vdash_p$	
v_2	<i>f</i>	<i>t</i>	<i>f</i>	\vdash_p	\vdash_p	$\not\vdash_p$		$\not\vdash_p$	
v_3	<i>f</i>	<i>t</i>	<i>t</i>	\vdash_p	\vdash_p	$\not\vdash_p$		$\not\vdash_p$	
v_4	<i>t</i>	<i>f</i>	<i>f</i>	\vdash_p	\vdash_p	\vdash_p	\vdash_p	\vdash_p	\vdash_p
v_5	<i>t</i>	<i>f</i>	<i>t</i>	\vdash_p	$\not\vdash_p$			$\not\vdash_p$	
v_6	<i>t</i>	<i>t</i>	<i>f</i>	\vdash_p	\vdash_p	\vdash_p	\vdash_p	\vdash_p	\vdash_p
v_7	<i>t</i>	<i>t</i>	<i>t</i>	\vdash_p	$\not\vdash_p$			$\not\vdash_p$	

Skrátili sme príde na *p*, Kim na *K*, Jim na *J*, Sarah na *S*.

Logický záver: Formula príde(Kim) výrokovologicky vyplýva z T_{party} .

Praktický záver: Aby boli všetky požiadavky splnené, Kim *musí* prísť na párty.

Príklad nezávislosti

Príklad 3.9. Vyplýva príde(Jim) výrokovologicky z T_{party} ?

	v_i			$((p(K) \vee p(J)) \vee p(S))$	$(p(K) \rightarrow \neg p(S))$	$(p(J) \rightarrow p(K))$	$(p(S) \rightarrow p(J))$	T_{party}	$p(J)$
	$p(K)$	$p(J)$	$p(S)$						
v_0	<i>f</i>	<i>f</i>	<i>f</i>	$\not\vdash_p$				$\not\vdash_p$	
v_1	<i>f</i>	<i>f</i>	<i>t</i>	\vdash_p	\vdash_p	\vdash_p	$\not\vdash_p$	$\not\vdash_p$	
v_2	<i>f</i>	<i>t</i>	<i>f</i>	\vdash_p	\vdash_p	$\not\vdash_p$		$\not\vdash_p$	
v_3	<i>f</i>	<i>t</i>	<i>t</i>	\vdash_p	\vdash_p	$\not\vdash_p$		$\not\vdash_p$	
v_4	<i>t</i>	<i>f</i>	<i>f</i>	\vdash_p	\vdash_p	\vdash_p	\vdash_p	\vdash_p	$\not\vdash_p$
v_5	<i>t</i>	<i>f</i>	<i>t</i>	\vdash_p	$\not\vdash_p$			$\not\vdash_p$	
v_6	<i>t</i>	<i>t</i>	<i>f</i>	\vdash_p	\vdash_p	\vdash_p	\vdash_p	\vdash_p	\vdash_p
v_7	<i>t</i>	<i>t</i>	<i>t</i>	\vdash_p	$\not\vdash_p$			$\not\vdash_p$	

Logický záver: Formula príde(Jim) *nevyplýva* z T_{party} .

Výrokovologická nezávislosť

Vzťahu medzi $\text{príde}(\text{Jim})$ a T_{party} hovoríme *nezávislosť*.

Definícia 3.10. Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu a nech T je výrokovologická teória a X je výrokovologická formula, obe v jazyku \mathcal{L} .

Formula X je *výrokovologicky nezávislá* od teórie T vtt existujú také ohodnotenia v_0 a v_1 pre jazyk \mathcal{L} , že $v_0 \models_p T$ aj $v_1 \models_p T$, ale $v_0 \not\models_p X$ a $v_1 \models_p X$.

Príklad 3.11 (pokračovanie príkladu 3.9). *Logický záver*: Formula $\text{príde}(\text{Jim})$ je *nezávislá* od T_{party} .

Praktický záver: Všetky požiadavky budú naplnené *bez ohľadu na to*, či Jim príde alebo nepríde na párty. *Nie je nutné*, aby bol prítomný ani aby bol neprítomný. *Môže, ale nemusí* prísť. Jeho prítomnosť od požiadaviek *nezávisí*.

Príklad vyplývania negácie

Príklad 3.12. Je $\text{príde}(\text{Sarah})$ výrokovologickým dôsledkom T_{party} alebo nezávislá od T_{party} ?

	v_i			$((p(K) \vee p(J)) \vee p(S))$	$(p(K) \rightarrow \neg p(S))$	$(p(J) \rightarrow p(K))$	$(p(S) \rightarrow p(J))$	T_{party}	$p(S)$
	$p(K)$	$p(J)$	$p(S)$						
v_0	<i>f</i>	<i>f</i>	<i>f</i>	$\not\models_p$				$\not\models_p$	
v_1	<i>f</i>	<i>f</i>	<i>t</i>	\models_p	\models_p	\models_p	$\not\models_p$	$\not\models_p$	
v_2	<i>f</i>	<i>t</i>	<i>f</i>	\models_p	\models_p	$\not\models_p$		$\not\models_p$	
v_3	<i>f</i>	<i>t</i>	<i>t</i>	\models_p	\models_p	$\not\models_p$		$\not\models_p$	
v_4	<i>t</i>	<i>f</i>	<i>f</i>	\models_p	\models_p	\models_p	\models_p	\models_p	$\not\models_p$
v_5	<i>t</i>	<i>f</i>	<i>t</i>	\models_p	$\not\models_p$			$\not\models_p$	
v_6	<i>t</i>	<i>t</i>	<i>f</i>	\models_p	\models_p	\models_p	\models_p	\models_p	$\not\models_p$
v_7	<i>t</i>	<i>t</i>	<i>t</i>	\models_p	$\not\models_p$			$\not\models_p$	

Logický záver: Formula $\text{príde}(\text{Sarah})$ *nevyplýva* z T_{party} , ale ani *nie je nezávislá* od T_{party} .

Vyplývanie negácie

Tvrdenie 3.13. Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu a nech T je *splniteľná* výrokovologická teória a X je výrokovologická formula, obe v jazyku \mathcal{L} .

Formula X nevyplýva z teórie T a nie je výrokologicky nezávislá od T vtt $\neg X$ vyplýva z T .

Príklad 3.14 (pokračovanie príkladu 3.12). *Logický záver:* Z T_{party} vyplýva $\neg \text{príde}(\text{Sarah})$.

Praktický záver: Aby boli všetky požiadavky naplnené, Sarah *nesmie* prísť na party.

Vzťahy teórií a formúl

Medzi *ohodnotením* a *formulou* sú iba dva *vzájomne výlučné* vzťahy:

Buď $v \models_p X$, alebo $v \not\models_p X$.

Medzi *teóriou* a *formulou* je *viac* možných vzťahov:

	existuje v také, že $v \models_p T$ a $v \models_p X$	pre všetky v , ak $v \models_p T$, tak $v \models_p X$
existuje v také, že $v \models_p T$ a $v \not\models_p X$	X je nezávislá od T $T \not\models_p X$ a $T \not\models_p \neg X$	$T \models_p \neg X$ a $T \not\models_p X$
pre všetky v , ak $v \models_p T$, tak $v \models_p X$	$T \models_p X$ a $T \not\models_p \neg X$	T je <i>nesplniteľná</i> $T \models_p X$ aj $T \models_p \neg X$

Nesplniteľná teória

Príklad 3.15. Je teória $T'_{\text{party}} = T_{\text{party}} \cup \{(\neg \text{príde}(\text{Sarah}) \rightarrow \neg \text{príde}(\text{Kim}))\}$ splniteľná?

	v_i			$((p(K) \vee p(J)) \vee p(S))$	$(p(K) \rightarrow \neg p(S))$	$(p(J) \rightarrow p(K))$	$(p(S) \rightarrow p(J))$	$(\neg p(S) \rightarrow \neg p(K))$	T'_{party}
	$p(K)$	$p(J)$	$p(S)$						
v_0	f	f	f	$\not\models_p$					$\not\models_p$
v_1	f	f	t	\models_p	\models_p	\models_p	$\not\models_p$		$\not\models_p$
v_2	f	t	f	\models_p	\models_p	$\not\models_p$			$\not\models_p$
v_3	f	t	t	\models_p	\models_p	$\not\models_p$			$\not\models_p$
v_4	t	f	f	\models_p	\models_p	\models_p	\models_p	$\not\models_p$	$\not\models_p$
v_5	t	f	t	\models_p	$\not\models_p$				$\not\models_p$
v_6	t	t	f	\models_p	\models_p	\models_p	\models_p	$\not\models_p$	$\not\models_p$
v_7	t	t	t	\models_p	$\not\models_p$				$\not\models_p$

Logický záver: T'_{party} je nesplniteľná, vyplýva z nej každá formula.

Praktický záver: T'_{party} nemá praktické dôsledky, lebo *nevypovedá o žiadnom stave sveta*. Na jej základe *nevieme rozhodnúť*, kto musí alebo nesmie ísť na párty.

Vyplývanie a nesplniteľnosť

Nesplniteľnosť ale nie neužitočná vlastnosť.

Tvrdenie 3.16. *Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu a nech T je splniteľná výrokovologická teória a X je výrokovologická formula, obe v jazyku \mathcal{L} .*

Formula X výrokovologicky vyplýva z teórie T vtt $T \cup \{X\}$ je výrokovologicky nesplniteľná.

Podľa tohto tvrdenia sa rozhodnutie vyplývania dá *zredukovať* na rozhodnutie splniteľnosti.

Výrokovologickú splniteľnosť rozhoduje SAT solver.

Množina atómov formuly a teórie

Definícia 3.17. *Množinu atómov $\text{atoms}(X)$ formuly $X \in \mathcal{E}_{\mathcal{L}}$ definujeme pre všetky formuly $A, B \in \mathcal{E}_{\mathcal{L}}$ nasledovne:*

- $\text{atoms}(A) = \{A\}$, ak A je atóm,
- $\text{atoms}(\neg A) = \text{atoms}(A)$,
- $\text{atoms}((A \wedge B)) = \text{atoms}((A \vee B)) = \text{atoms}((A \rightarrow B)) = \text{atoms}(A) \cup \text{atoms}(B)$.

Množinou atómov teórie T je

$$\text{atoms}(T) = \bigcup_{X \in T} \text{atoms}(X).$$

Ohodnotenia zhodné na atómoch teórie

Definícia 3.18. Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu, nech $M \subseteq \mathcal{PA}_{\mathcal{L}}$. Ohodnotenia v_1 a v_2 sa *zhodujú* na množine M vtt $v_1(A) = v_2(A)$ pre každý atóm $A \in M$.

Tvrdenie 3.19. Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu. Pre každú výrokovologickú teóriu T a formulu X jazyka \mathcal{L} a všetky ohodnotenia v_1 a v_2 , ktoré zhodujú na množine $\text{atoms}(T) \cup \text{atoms}(X)$ platí

- $v_1 \models_p T$ vtt $v_2 \models_p T$,
- $v_1 \models_p X$ vtt $v_2 \models_p X$.

Ohodnotenia postačujúce na skúmanie teórií

Inak povedané: Pravdivosť formuly/teórie v ohodnotení závisí *iba* od pravdivostných hodnôt tých atómov, ktoré sa v nej vyskytujú.

Takže na zistenie vyplývania, nezávislosti, splniteľnosti stačí preskúmať všetky ohodnotenia, ktoré sa *lišia* na atómoch *vyskytujúcich* sa vo formule a teórii.

Pokiaľ je teória je konečná, stačí skúmať konečne veľa ohodnotení, aj keby bol jazyk nekonečný.

4 Sémantické vlastnosti a vzťahy formúl

4.1 Tautológie, splniteľné, falzifikovateľné a nespľniteľné formuly

Logické dôsledky prázdnej teórie

Tvrdenie vyplýva z nejakej teórie (je jej logickým dôsledkom), keď je pravdivé v každom modeli teórie, teda v každom stave sveta, v ktorom sú pravdivé všetky tvrdenia teórie.

Čo keď je teória *prázdna*?

- Je pravdivá v *každom* stave sveta.
- Jej logické dôsledky sú teda *tiež* pravdivé v každom stave sveta.

Navyše:

- Každý model hocijakej neprázdnej teórie T je aj modelom prázdnej teórie.
- Logické dôsledky prázdnej teórie sú v ňom pravdivé.
- Preto sú aj logickými dôsledkami T .

Logické dôsledky prázdnej teórie sú teda dôsledkami *všetkých* teórií.

Príklady logických dôsledkov prázdnej teórie

Existujú vôbec logické dôsledky prázdnej teórie?

Áno, napríklad:

- pre každú konštantu c je pravdivé tvrdenie $c \doteq c$;
- pre každý atóm A je pravdivé $(A \vee \neg A)$.

Pretože sú pravdivé bez ohľadu na teóriu a sú pravdivé v každom stave sveta, sú *logickými pravdami* a sú *nutne* pravdivé.

Rozpoznateľné logické pravdy

Jazyk a spôsob pohľadu na stavy sveta ovplyvňuje, ktoré logické pravdy dokážeme rozpoznať:

- $c \doteq c$ aj $(A \vee \neg A)$ sú pravdivé v každej štruktúre.
- Výrokovologické ohodnotenia sa nezaoberajú rovnostnými atómami. Pomocou nich nezistíme, že $c \doteq c$ je nutne pravda. Ale zistíme, že $(A \vee \neg A)$ pre každý *predikátový* atóm A je pravdivé v každom ohodnotení, a teda je nutne pravdou.

Logickým pravdám, ktorých nutnú pravdivosť dokážeme určiť rozborom všetkých výrokovologických ohodnotení, hovoríme *tautológie*.

Príklad tautológie

Príklad 4.1 (Peirceov zákon). Majme jazyk \mathcal{L} s $\mathcal{C}_{\mathcal{L}} = \{a, b\}$, $\mathcal{P}_{\mathcal{L}} = \{p^1\}$. Je formula $X = (((p(a) \rightarrow p(b)) \rightarrow p(a)) \rightarrow p(a))$ tautológiou?

Označme $A = p(a)$ a $B = p(b)$, teda $X = (((A \rightarrow B) \rightarrow A) \rightarrow A)$ a preskúmajme všetky výrokovologické ohodnotenia týchto atómov:

v_i		X			
A	B	$(A \rightarrow B)$	$((A \rightarrow B) \rightarrow A)$	$((A \rightarrow B) \rightarrow A) \rightarrow A$	
v_0	f	f	\models_p	$\not\models_p$	\models_p
v_1	f	t	\models_p	$\not\models_p$	\models_p
v_2	t	f	$\not\models_p$	\models_p	\models_p
v_3	t	t	\models_p	\models_p	\models_p

Pretože X je pravdivá vo všetkých ohodnoteniach pre \mathcal{L} , X je tautológiou.

Tautológia

Definícia 4.2. Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu. Nech X je výrokovologická formula. Formulu X nazveme *tautológiou* (skrátene $\models_p X$) vtt X je *pravdivá v každom* výrokovologickom ohodnotení v pre \mathcal{L} (teda *pre každé* výrokovologické ohodnotenie v pre \mathcal{L} platí $v \models_p X$).

v_i				
A_1	A_2	\dots	X	
v_0	f	f	\dots	\models_p
v_1	f	f	\dots	\models_p
		\dots		
v_k	t	f	\dots	\models_p
		\dots		

Definícia vyžaduje overiť všetky možné ohodnotenia pre \mathcal{L} , teda ohodnotenia *všetkých predikátových atómov jazyka \mathcal{L}* . Ale...

Postačujúca podmienka pre tautológiu

Na konci prvej časti tejto prednášky sme spomenuli, že platí:

Tvrdenie 4.3. *Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu a nech X je výrokovologická formula jazyka \mathcal{L} . Pre všetky ohodnotenia v_1 a v_2 , ktoré zhodujú na množine $\text{atoms}(X)$, platí $v_1 \models_p X$ vtt $v_2 \models_p X$.*

Na zistenie, či formula je tautológia, teda stačí teda preverovať ohodnotenia atómov vyskytujúcich sa vo formule:

Dôsledok 4.4. *Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu a nech X je výrokovologická formula jazyka \mathcal{L} . Formula X je tautológiou vtt X je pravdivá v každom výrokovologickom ohodnotení $v : \text{atoms}(X) \rightarrow \{f, t\}$.*

Dôkaz indukciou na konštrukciu formuly

- (1) X je výrokovologická formula jazyka \mathcal{L}
- (2) v_1 a v_2 sú ohodnotenia zhodné na $\text{atoms}(X)$ $\Downarrow v_1 \models_p X$ vtt $v_2 \models_p X$

Báza: X je atóm.

- (3) X predikátový atóm podľa 1
- (4) $v_1 \models_p X$ vtt $v_1(X) = t$ def. pravdivosti
- (5) $v_2 \models_p X$ vtt $v_2(X) = t$ def. pravdivosti
- (6) $v_1(X) = v_2(X)$ podľa 2
- $v_1 \models_p X$ vtt $v_2 \models_p X$ podľa 4, 5, 6

Dôkaz indukciou na konštrukciu formuly

- (1) Z je výrokovologická formula jazyka \mathcal{L}
- (2) v_1 a v_2 sú ohodnotenia zhodné na $\text{atoms}(Z)$ $\Downarrow v_1 \models_p Z$ vtt $v_2 \models_p Z$

Ind. krok pre \neg : Formula v tvare $Z = \neg X$.

- (IP) Tvrdenie platí pre X
- (3) v_1, v_2 sa zhodujú na $\text{atoms}(X)$ 2, $\text{atoms}(\neg X) = \text{atoms}(X)$
- (4) $v_1 \models_p X$ vtt $v_2 \models_p X$ 3, IP pre $Z = X$
- (5) $v_1 \models_p \neg X$ vtt $v_1 \not\models_p X$ def. \models_p
- (6) $v_2 \models_p \neg X$ vtt $v_2 \not\models_p X$ def. \models_p
- (7) $v_1 \not\models_p X$ vtt $v_2 \not\models_p X$ 4, def. $\not\models_p$
- $v_1 \models_p \neg X$ vtt $v_2 \models_p \neg X$ 5, 6, 7

Dôkaz indukciou na konštrukciu formuly

- (1) Z je výrokovologická formula jazyka \mathcal{L}
 (2) v_1 a v_2 sú ohodnotenia zhodné na $\text{atoms}(Z)$ $\Downarrow v_1 \models_p Z \text{ vtt } v_2 \models_p Z$

Ind. krok pre \wedge : Formula v tvare $Z = (X \wedge Y)$.

- (IP) Tvrdenie platí pre X aj pre Y
 (3) $\text{atoms}((X \wedge Y)) = \text{atoms}(X) \cup \text{atoms}(Y)$ def. atoms
 (4) v_1, v_2 sa zhodujú na $\text{atoms}(X)$ 2, 3
 (5) $v_1 \models_p X \text{ vtt } v_2 \models_p X$ 4, IP pre $Z = X$
 (6) v_1, v_2 sa zhodujú na $\text{atoms}(Y)$ 2, 3
 (7) $v_1 \models_p Y \text{ vtt } v_2 \models_p Y$ 6, IP pre $Z = Y$
 (8) $v_1 \models_p (X \wedge Y) \text{ vtt } v_1 \models_p X \text{ a } v_1 \models_p Y$ def. \models_p
 (9) $v_2 \models_p (X \wedge Y) \text{ vtt } v_2 \models_p X \text{ a } v_2 \models_p Y$ def. \models_p
 $v_1 \models_p (X \wedge Y) \text{ vtt } v_2 \models_p (X \wedge Y)$ 5, 7, 8, 9

Dôkaz tvrdenia 4.3 (ešte raz, vo vetách). Tvrdenie dokážeme indukciou na konštrukciu formuly:

1.1. Ak X je rovnostný atóm, nie je výrokovologickou formulou a tvrdenie preň platí triviálne.

1.2. Nech X je predikátový atóm. Zoberme ľubovoľné ohodnotenia v_1 a v_2 , ktoré sa zhodujú na $\text{atoms}(X)$, teda na samotnom X . Podľa definície pravdivosti platí $v_1 \models_p X \text{ vtt } v_1(X) = t \text{ vtt } v_2(X) = t \text{ vtt } v_2 \models_p X$.

2.1 Indukčný predpoklad (IP): Predpokladajme, že tvrdenie platí pre formulu X . Dokážme ho pre $\neg X$. Zoberme ľubovoľné ohodnotenia v_1 a v_2 , ktoré sa zhodujú na $\text{atoms}(\neg X)$. Pretože $\text{atoms}(\neg X) = \text{atoms}(X)$, v_1 a v_2 sa zhodujú na $\text{atoms}(X)$, a teda podľa IP $v_1 \models_p X \text{ vtt } v_2 \models_p X$. Preto $v_1 \models_p \neg X \text{ vtt (def. } \models_p) v_1 \not\models_p X \text{ vtt (IP) } v_2 \not\models_p X \text{ vtt (def. } \models_p) v_2 \models_p \neg X$.

2.2 Indukčný predpoklad (IP): Predpokladajme, že tvrdenie platí pre formulu X a Y . Dokážme ho pre $(X \wedge Y)$. Zoberme ľubovoľné ohodnotenia v_1 a v_2 , ktoré sa zhodujú na $\text{atoms}((X \wedge Y))$. Pretože $\text{atoms}((X \wedge Y)) = \text{atoms}(X) \cup \text{atoms}(Y)$, v_1 a v_2 sa zhodujú na $\text{atoms}(X)$, a teda podľa IP $v_1 \models_p X \text{ vtt } v_2 \models_p X$; tiež sa zhodujú na $\text{atoms}(Y)$, a teda podľa IP $v_1 \models_p Y \text{ vtt } v_2 \models_p Y$. Preto $v_1 \models_p (X \wedge Y) \text{ vtt (def. } \models_p) v_1 \models_p X \text{ a } v_1 \models_p Y \text{ vtt (IP) } v_2 \models_p X \text{ a } v_2 \models_p Y \text{ vtt (def. } \models_p) v_2 \models_p (X \wedge Y)$.

Podobne postupujeme pre ďalšie binárne spojky. □

Tautológie a vyplývanie

Tvrdenie 4.5 (Tautológie, vyplývanie a jeho monotónnosť). *Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu. Nech A je výrokovologická formula v \mathcal{L} . Nech T_1 a T_2 sú výrokovologické teórie v \mathcal{L} . Potom:*

- a) $\models_p A$ (A je tautológia) vtt $\emptyset \models_p A$ (A vyplýva z prázdnej teórie).
- b) $T_1 \models_p A$ a $T_1 \subseteq T_2$, tak $T_2 \models_p A$.
- c) $\models_p A$ vtt pre každú teóriu T v \mathcal{L} , $T \models_p A$.

Splniteľnosť

Kým tautológie sú *nutne* pravdivé, teda pravdivé vo *všetkých* ohodnoteniach, mnohé formuly iba *môžu* byť pravdivé, teda sú pravdivé v *niektorých* ohodnoteniach.

Nazývame ich *splniteľné*.

Definícia 4.6. Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu. Nech X je výrokovologická formula. Formulu X nazveme *splniteľnou* vtt X je *pravdivá* v *nejakom* výrokovologickom ohodnotení pre \mathcal{L} (teda *existuje* také výrokovologické ohodnotenie v pre \mathcal{L} , že $v \models_p X$).

<hr/>				
v_i				
	A_1	A_2	\dots	X
v_0	f	f	\dots	$\not\models_p$
v_1	f	f	\dots	$\not\models_p$
		\dots		
v_k	t	f	\dots	\models_p
		\dots		
<hr/>				

Falzifikovateľnosť

Na rozdiel od tautológií, ktoré sú *nutne* pravdivé, a teda *nemôžu* byť *nepravdivé*, mnohé formuly *môžu* byť *nepravdivé*, teda sú *nepravdivé* v *niektorých* ohodnoteniach.

Nazývame ich *falzifikovateľné*.

Definícia 4.7. Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu. Nech X je výrokovologická formula. Formulu X nazveme *falzifikovateľnou* vtt X je *nepravdivá* v *nejakom* výrokovologickom ohodnotení pre \mathcal{L} (teda *existuje* také výrokovologické ohodnotenie v pre \mathcal{L} , že $v \not\models_p X$).

	v_i				
	A_1	A_2	\dots	X	
v_0	f	f	\dots	\models_p	
v_1	f	f	\dots	\models_p	
		\dots			
v_k	t	f	\dots	$\not\models_p$	
		\dots			

Nesplniteľnosť

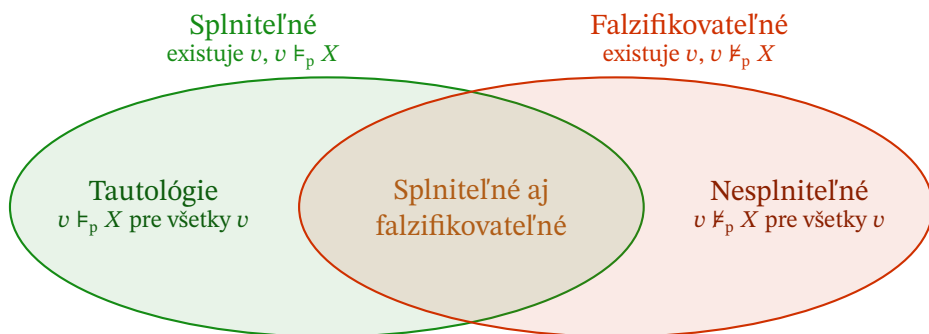
Nakoniec, mnohé formuly sú *nutne nepravdivé*, teda sú *nepravdivé* vo *všetkých* ohodnoteniach.

Nazývame ich *nesplniteľné*.

Definícia 4.8. Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu. Nech X je výrokovologická formula. Formulu X nazveme *nesplniteľnou* vtt X je *nepravdivá* v *každom* výrokovologickom ohodnotení pre \mathcal{L} (teda pre *každé* výrokovologické ohodnotenie v pre \mathcal{L} , platí $v \not\models_p X$).

	v_i				
	A_1	A_2	\dots	X	
v_0	f	f	\dots	$\not\models_p$	
v_1	f	f	\dots	$\not\models_p$	
		\dots			
v_k	t	f	\dots	$\not\models_p$	
		\dots			

„Geografia“ formúl podľa pravdivosti vo všetkých ohodnoteniach



Obrázok podľa [Papadimitriou \[1994\]](#)

4.2 Ekvivalencia

Logická ekvivalencia

Dve tvrdenia sú *ekvivalentné*, ak sú v každom stave sveta buď obe pravdivé alebo obe nepravdivé.

Ekvivalentné tvrdenia sú navzájom nahraditeľné. To je výhodné vtedy, keď potrebujeme, aby tvrdenie malo nejaký požadovaný tvar, alebo používalo iba niektoré spojky. Napríklad vstupom pre SAT solver je teória zložená iba z disjuncií literálov.

Podobne ako pri tautológiách môžeme pomocou skúmania všetkých ohodnotení rozpoznať *niektoré* ekvivalentné tvrdenia zapísané formulami (ale nie všetky, pretože ohodnotenia napríklad nedávajú význam rovnostným atómom).

Príklad výrokovologickej ekvivalentných formul

Príklad 4.9. V jazyku \mathcal{L} z príkladu 4.1 označme $A = p(a)$ a $B = p(b)$. Sú formuly $X = \neg(A \rightarrow \neg B)$ a $Y = (A \wedge B)$ výrokovologickej ekvivalentné?

Preskúmajme všetky výrokovologické ohodnotenia atómov A a B :


v_i				X		Y
A	B	$\neg B$	$(A \rightarrow \neg B)$	$\neg(A \rightarrow \neg B)$	$(A \wedge B)$	
v_0	f	f	\models_p	\models_p	$\not\models_p$	$\not\models_p$
v_1	f	t	$\not\models_p$	\models_p	$\not\models_p$	$\not\models_p$
v_2	t	f	\models_p	\models_p	$\not\models_p$	$\not\models_p$
v_3	t	t	$\not\models_p$	\models_p	\models_p	\models_p

X je pravdivá v *práve tých* ohodnoteniach pre \mathcal{L} , v ktorých je pravdivá Y , preto X a Y sú výrokovologicky ekvivalentné.

Výrokovogická ekvivalencia

Definícia 4.10. Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu. Nech X a Y sú výrokovologické formuly jazyka \mathcal{L} . Formuly X a Y sú *výrokovologicky ekvivalentné*, skrátené $X \Leftrightarrow_p Y$ vtt pre *každé* výrokovologické ohodnotenie v pre jazyk \mathcal{L} platí, že X je pravdivá vo v vtt Y je pravdivá vo v .

\Leftrightarrow_p **verzus** \leftrightarrow

 **Pozor!** Nemýľte si zápis $X \Leftrightarrow_p Y$ s formulou $(X \leftrightarrow Y)$.

- $X \Leftrightarrow_p Y$ je skrátené vyjadrenie vzťahu dvoch formúl podľa definície 4.10. Keď napíšeme $X \Leftrightarrow_p Y$, tvrdíme tým, že X a Y sú výrokovologicky ekvivalentné formuly (alebo sa pýtame, či to tak je).
- $(X \leftrightarrow Y)$ je formula, postupnosť symbolov, ktorá môže byť pravdivá v nejakom ohodnotení a nepravdivá v inom, môže byť splniteľná, tautológia, falzifikovateľná, nespĺniteľná, môže vyplývať, či byť nezávislá od nejakej teórie, alebo môže byť výrokovologicky ekvivalentná s inou formulou.

Medzi $X \Leftrightarrow_p Y$ a $(X \leftrightarrow Y)$ je vzťah, ktorý si ozrejníme neskôr.

Známe ekvivalencie

O mnohých dvojiciach formúl už viete, že sú vzájomne ekvivalentné. Zhrnuli sme ich do nasledujúcej vety.

Veta 4.11. *Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu. Nech A , B a C sú ľubovoľné výrokovologické formuly jazyka \mathcal{L} . Potom:*

$(A \rightarrow B) \Leftrightarrow_p (\neg A \vee B)$	nahradenie \rightarrow
$(A \wedge (B \wedge C)) \Leftrightarrow_p ((A \wedge B) \wedge C)$	asociatívnosť \wedge
$(A \vee (B \vee C)) \Leftrightarrow_p ((A \vee B) \vee C)$	asociatívnosť \vee
$(A \wedge B) \Leftrightarrow_p (B \wedge A)$	komutatívnosť \wedge
$(A \vee B) \Leftrightarrow_p (B \vee A)$	komutatívnosť \vee
$(A \wedge (B \vee C)) \Leftrightarrow_p ((A \wedge B) \vee (A \wedge C))$	distributívnosť \wedge cez \vee
$(A \vee (B \wedge C)) \Leftrightarrow_p ((A \vee B) \wedge (A \vee C))$	distributívnosť \vee cez \wedge

Veta 4.11 (pokračovanie).

$\neg(A \wedge B) \Leftrightarrow_p (\neg A \vee \neg B)$	de Morganove
$\neg(A \vee B) \Leftrightarrow_p (\neg A \wedge \neg B)$	zákony
$\neg\neg A \Leftrightarrow_p A$	zákon dvojitej negácie
$(A \wedge A) \Leftrightarrow_p A$	idempotencia pre \wedge
$(A \vee A) \Leftrightarrow_p A$	idempotencia pre \vee
$(A \wedge \top) \Leftrightarrow_p A$	identita pre \wedge
$(A \vee \perp) \Leftrightarrow_p A$	identita pre \vee
$(A \vee (A \wedge B)) \Leftrightarrow_p A$	absorpcia
$(A \wedge (A \vee B)) \Leftrightarrow_p A$	
$(A \vee \neg A) \Leftrightarrow_p \top$	vylúčenie tretieho (<i>tertium non datur</i>)
$(A \wedge \neg A) \Leftrightarrow_p \perp$	spor,

kde \top je ľubovoľná tautológia a \perp je ľubovoľná nesplniteľná formula.

Všeobecné dôkazy známych ekvivalencií

Pre *konkrétne* dvojice formúl v konkrétnom jazyku sa ekvivalencia dá dokázať rozborom všetkých ohodnotení ako v príklade 4.9.

Dôkaz ekvivalencie $(A \rightarrow B)$ a $(\neg A \vee B)$ pre ľubovoľné formuly A a B vyžaduje *opatrnější* postup.

Nemôžeme predpokladať, že A a B sú atomické a ohodnotenia im *priamo* priradujú pravdivostné hodnoty f a t (ak napr. $A = (p(a) \wedge \neg p(a))$, tak $v(A)$ nie je definované, definované sú iba $v(p(a))$ a $v(p(b))$).

Môžeme však:

1. zobrať ľubovoľné ohodnotenie v ,
2. rozobrať všetky prípady, akými môžu byť A a B pravdivé alebo nepravdivé v tomto ohodnotení (teda $v \models_p A$ a $v \models_p B$, $v \models_p A$ a $v \not\models_p B$, $v \not\models_p A$ a $v \models_p B$, $v \not\models_p A$ a $v \not\models_p B$)
3. a ukázať, že v každom prípade je $(A \rightarrow B)$ pravdivá vo v vtt je $(\neg A \vee B)$ pravdivá vo v .

Príklad 4.12 (Dôkaz prvej ekvivalentnej dvojice z vety 4.11). Nech A a B sú ľubovoľné výrokovologické formuly v ľubovoľnom jazyku \mathcal{L} .

Nech v je ľubovoľné ohodnotenie pre \mathcal{L} . V tomto ohodnotení môže byť každá z formúl A a B buď pravdivá alebo nepravdivá, a teda môžu nastať nasledovné prípady:

- $v \not\models_p A$ a $v \not\models_p B$, vtedy $v \models_p (A \rightarrow B)$ a $v \models_p (\neg A \vee B)$;
- $v \not\models_p A$ a $v \models_p B$, vtedy $v \models_p (A \rightarrow B)$ a $v \models_p (\neg A \vee B)$;
- $v \models_p A$ a $v \not\models_p B$, vtedy $v \not\models_p (A \rightarrow B)$ a $v \not\models_p (\neg A \vee B)$;
- $v \models_p A$ a $v \models_p B$, vtedy $v \models_p (A \rightarrow B)$ a $v \models_p (\neg A \vee B)$.

Rozobrali sme *všetky prípady* pravdivosti A a B v ohodnotení v a aj keď sa prípady od seba líšia pravdivosťou $(A \rightarrow B)$ a $(\neg A \vee B)$, v *každom prípade* platí, že $v \models_p (A \rightarrow B)$ vtt $v \models_p (\neg A \vee B)$. Preto môžeme konštatovať, že bez ohľadu na to, ktorý prípad nastáva, v ohodnotení v platí, že $v \models_p (A \rightarrow B)$ vtt $v \models_p (\neg A \vee B)$.

Pretože ohodnotenie v bolo *ľubovoľné*, môžeme toto konštatovanie *zovšeobecniť* na všetky ohodnotenia pre \mathcal{L} a podľa definície 4.10 sú $(A \rightarrow B)$ a $(\neg A \vee B)$ výrokovologicky ekvivalentné.

Dôkazy rozborom prípadov

Rozbor prípadov z odrážkového zoznamu v predchádzajúcom dôkaze môžeme zapísať do *podobnej* tabuľky ako v príklade 4.9:

	A	B	$(A \rightarrow B)$	$(\neg A \vee B)$
v	$\not\models_p$	$\not\models_p$	$\not\models_p$	$\not\models_p$
v	$\not\models_p$	\models_p	\models_p	\models_p
v	\models_p	$\not\models_p$	$\not\models_p$	$\not\models_p$
v	\models_p	\models_p	\models_p	\models_p

Vždy ju však treba doplniť

1. úvodom o ľubovoľnom ohodnotení,
2. úvodom k rozboru prípadov,
3. záverom o všetkých prípadoch,
4. záverom o všetkých ohodnoteniach.

Podobne môžeme uvažovať o tautológiách, nesplniteľnosti, aj vyplývaní.

4.3 Vzťah tautológií, vyplývania a ekvivalencie

Tautológie a vyplývanie

Tautológie nie sú zaujímavé iba preto, že sú logickými pravdami.

Kedy je formula $((A_1 \wedge A_2) \rightarrow B)$ tautológia?

Vtedy, keď je pravdivá v každom ohodnotení, teda keď v každom ohodnotení v máme $v \models_p (A_1 \wedge A_2)$ alebo $v \models_p B$, čiže keď v každom ohodnotení v , v ktorom $v \models_p (A_1 \wedge A_2)$, máme aj $v \models_p B$ teda keď v každom ohodnotení v , v ktorom $v \models_p A_1$ a $v \models_p A_2$, máme aj $v \models_p B$, teda keď z $\{A_1, A_2\}$ výrokovologicky vyplýva B .

Vzťahy výrokovologického vyplývania a tautológií

Pripomeňme, že podľa tvrdenia 4.5: $\emptyset \models_p A$ vtt $\models_p A$.

Tvrdenie 4.13 (Sémantická verzia vety od dedukcii). *Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu. Nech T je výrokovologická teória, nech A, B, C sú výrokovologické formuly v \mathcal{L} . Potom:*

a) $T \cup \{A\} \models_p C$ vtt $T \models_p (A \rightarrow C)$.

b) $T \cup \{A, B\} \models_p C$ vtt $T \cup \{(A \wedge B)\} \models_p C$.

Dôsledok 4.14 (Redukcia vyplývania na tautológiu). *Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu. Nech A_1, A_2, \dots, A_n a C sú výrokovologické formuly v jazyku \mathcal{L} . Potom $\{A_1, \dots, A_n\} \models_p C$ vtt $\models_p (((\dots (A_1 \wedge A_2) \wedge \dots) \wedge A_n) \rightarrow C)$.*

Dôkaz tvrdenia 4.13. a) Nech T je teória a A a C sú výrokovologické formuly v ľubovoľnom jazyku \mathcal{L} .

(\Leftarrow) Predpokladajme, že $T \models_p (A \rightarrow C)$ a dokážme *priamo*, že z $T \cup \{A\}$ vyplýva C .

Zoberme ľubovoľné výrokovologické ohodnotenie v pre \mathcal{L} , ktoré je modelom $T \cup \{A\}$. Vo v sú teda pravdivé všetky formuly z $T \cup \{A\}$. Preto $v \models_p T$ a tiež $v \models_p A$.

Z $v \models_p T$ na základe predpokladu $T \models_p (A \rightarrow C)$ dostávame, že vo v je pravdivá implikácia $(A \rightarrow C)$, teda podľa definície pravdivosti $v \models_p A$ alebo $v \models_p C$. Pretože ale vieme, že $v \models_p A$, musí $v \models_p C$.

Keďže v bol ľubovoľný model $T \cup \{A\}$, môžeme toto zistenie zovšeobecniť na všetky ohodnotenia a podľa definície vyplývania potom $T \cup \{A\} \models_p C$.

(\Rightarrow) Predpokladajme, že z $T \cup \{A\}$ vyplýva C a dokážme *sporom*, že z T vyplýva $(A \rightarrow C)$.

Nech by existovalo ohodnotenie v , ktoré je modelom T , ale nie formuly $(A \rightarrow C)$, teda podľa definície pravdivosti $v \models_p A$ a $v \not\models_p C$. Z $v \models_p T$ a $v \models_p A$ máme $v \models_p T \cup \{A\}$ a z predpokladu $T \cup \{A\} \models_p C$ dostávame $v \models_p C$, čo je spor.

b) Dôkaz je podobný ako v časti a). □

Dôkaz dôsledku 4.14. Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu. Nech A_1, A_2, \dots, A_n a C sú výrokovologické formuly v jazyku \mathcal{L} .

Opakovaným použitím tvrdenia 4.13 a pomocou 4.5 dostávame:

$$\begin{aligned}
 \{A_1, A_2, \dots, A_n\} \models_p C & \quad \text{vtt} \quad \{(A_1 \wedge A_2), \dots, A_n\} \models_p C \\
 & \quad \text{vtt} \quad \dots \\
 & \quad \text{vtt} \quad \emptyset \cup \{((\dots (A_1 \wedge A_2) \wedge \dots) \wedge A_n)\} \models_p C \\
 & \quad \text{vtt} \quad \emptyset \models_p (((\dots (A_1 \wedge A_2) \wedge \dots) \wedge A_n) \rightarrow C) \\
 & \quad \text{vtt} \quad \models_p (((\dots (A_1 \wedge A_2) \wedge \dots) \wedge A_n) \rightarrow C) \quad \square
 \end{aligned}$$

Tautológie a ekvivalencia

Kedy je formula $(X \leftrightarrow Y)$, teda $((X \rightarrow Y) \wedge (Y \rightarrow X))$ tautológia?

Vtedy a len vtedy, keď je pravdivá v každom ohodnotení, teda vtt v každom ohodnotení v máme $v \models_p (X \rightarrow Y)$ a $v \models_p (Y \rightarrow X)$, vtt v každom ohodnotení v máme buď $v \models_p X$ alebo $v \models_p Y$ a zároveň buď $v \models_p Y$ alebo $v \models_p X$, vtt v každom ohodnotení v platí, že ak $v \models_p X$, tak $v \models_p Y$, a ak $v \models_p Y$, tak $v \models_p X$, vtt v každom ohodnotení v máme $v \models_p X$ vtt $v \models_p Y$, vtt X je výrokologicky ekvivalentná s Y .

Tvrdenie 4.15. *Nech \mathcal{L} je jazyk výrokologickej časti logiky prvého rádu. Nech X a Y sú výrokologické formuly v \mathcal{L} . Potom $(X \leftrightarrow Y)$ je tautológia vtt X a Y sú výrokologicky ekvivalentné. (Skrátene: $\models_p (X \leftrightarrow Y)$ vtt $X \Leftrightarrow_p Y$.)*

4.4 Ekvivalentné úpravy a CNF

Reťazenie ekvivalentných úprav

Určite ste už robili ekvivalentné úpravy formúl, pri ktorých ste *reťazili dvojice* vzájomne ekvivalentných formúl:

$$\neg(A \rightarrow \neg B) \Leftrightarrow_p \neg(\neg A \vee \neg B) \Leftrightarrow_p (\neg\neg A \wedge \neg\neg B) \Leftrightarrow_p (A \wedge B)$$

a nakoniec ste prehlásili, že prvá $\neg(A \rightarrow \neg B)$ a posledná formula $(A \wedge B)$ sú ekvivalentné.

Mohli ste to urobiť, lebo \Leftrightarrow_p je *tranzitívna* relácia na formulách, dokonca viac než iba tranzitívna.

Výrokovologická ekvivalencia ako relácia ekvivalencie

Tvrdenie 4.16. *Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu.*

Vzťah výrokovologickej ekvivalencie \Leftrightarrow_p je reláciou ekvivalencie na výrokovologických formulách jazyka \mathcal{L} , teda pre všetky výrokovologické formuly X, Y, Z jazyka \mathcal{L} platí:

- *Reflexivita: $X \Leftrightarrow_p X$.*
- *Symetria: Ak $X \Leftrightarrow_p Y$, tak $Y \Leftrightarrow_p X$.*
- *Tranzitivita: Ak $X \Leftrightarrow_p Y$ a $Y \Leftrightarrow_p Z$, tak $X \Leftrightarrow_p Z$.*

Dôkaz. Priamym dôkazom dokážeme tranzitivitu. Ostatné vlastnosti sa dajú dokázať podobne.

Nech X, Y a Z sú výrokovologické formuly jazyka \mathcal{L} . Nech (1) X je výrokovologicky ekvivalentná s Y a (2) Y je ekvivalentná so Z .

Aby sme dokázali, že X je výrokovologicky ekvivalentná so Z , musíme ukázať, že pre každé ohodnotenie pre jazyk \mathcal{L} platí, že $v \models_p X$ vtt $v \models_p Z$.

Nech teda v je ľubovoľné ohodnotenie pre \mathcal{L} .

- Ak $v \models_p X$, tak podľa predpokladu (1) a definície výrokovologickej ekvivalencie 4.10 musí platiť $v \models_p Y$, a teda podľa predpokladu (2) a definície ekvivalencie máme $v \models_p Z$.
- Nezávisle od toho, ak $v \models_p Z$, tak $v \models_p Y$ podľa (2) a def. 4.10, a teda $v \models_p X$ podľa (1) a def. 4.10.

Preto $v \models_p X$ vtt $v \models_p Z$.

Pretože v bolo ľubovoľné, môžeme náš záver zovšeobecniť na všetky ohodnotenia, a teda podľa definície ekvivalencie 4.10 sú X a Z výrokovologicky ekvivalentné. \square

Substitúcia pri ekvivalentných úpravách

V reťazci ekvivalentných úprav

$$\begin{aligned}\neg(A \rightarrow \neg B) &\Leftrightarrow_p \neg(\neg A \vee \neg B) \Leftrightarrow_p (\neg\neg A \wedge \neg\neg B) \\ &\Leftrightarrow_p (A \wedge \neg\neg B) \Leftrightarrow_p (A \wedge B)\end{aligned}$$

v prvom, treťom a štvrtom kroku *nezodpovedá celá* formula niektorej zo známych ekvivalencií z vety 4.11.

Podľa známej ekvivalencie sme *nahrádzali podformuly* – *substituovali* sme ich.

Definícia 4.17 (Substitúcia). Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu a nech X, A, B sú formuly jazyka \mathcal{L} . *Substitúciou* B za A v X (skrátene $X[A|B]$) nazývame formulu, ktorá vznikne nahradením každého výskytu A v X formulou B .

Substitúcia rekurzívne

Substitúciu si vieme predstaviť aj ako indukzívne definovanú (rekurzívnu) operáciu:

Substitúcia rekurzívne

Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu. Pre všetky formuly A, B, X, Y jazyka \mathcal{L} a všetky binárne spojky $b \in \{\wedge, \vee, \rightarrow\}$:

$$\begin{aligned} X[A|B] &= B, & \text{ak } A &= X \\ X[A|B] &= X, & \text{ak } X &\text{ je atóm a } A \neq X \\ (\neg X)[A|B] &= \neg(X[A|B]), & \text{ak } A &\neq \neg X \\ (X \ b \ Y)[A|B] &= ((X[A|B]) \ b \ (Y[A|B])), & \text{ak } A &\neq (X \ b \ Y). \end{aligned}$$

Korektnosť substitúcie ekvivalentnej formuly

Substitúciou ekvivalentnej podformuly, napríklad

$$(\neg\neg O \wedge \neg\neg C)[\neg\neg O|O] = (O \wedge \neg\neg C),$$

skutočne dostávame formulu ekvivalentnú s pôvodnou:

Veta 4.18 (Ekvivalentné úpravy substitúciou). *Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu a nech X je formula, A a B sú výrokovologicky ekvivalentné formuly jazyka \mathcal{L} . Potom formuly X a $X[A|B]$ sú tiež výrokovologicky ekvivalentné.*

Toto tvrdenie môžeme dokázať indukciou na konštrukciu formuly.

Ekvivalentné úpravy a vstup pre SAT solver

Častým použitím ekvivalentných úprav je transformácia teórie (napríklad o nejakom Sudoku) do tvaru vhodného pre SAT solver.

Aby sme tento tvar mohli popísať, potrebujeme pomenovať viacnásobne vnorené konjunkcie a viacnásobne vnorené disjunkcie a dohodneme sa na skracovaní ich zápisu vynechaním vnútorných zátvoriek.

Konjunkcia a disjunkcia postupnosti formúl

Definícia 4.19. Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu. Nech A_1, A_2, \dots, A_n je konečná postupnosť formúl jazyka \mathcal{L} .

- *Konjunkciou postupnosti* A_1, \dots, A_n je formula $((A_1 \wedge A_2) \wedge A_3) \wedge \dots \wedge A_n$, skrátene $(A_1 \wedge A_2 \wedge A_3 \wedge \dots \wedge A_n)$.
 - Konjunkciu *prázdnej* postupnosti formúl ($n = 0$) označujeme \top . Chápeme ju ako ľubovoľnú *tautológiu*, napríklad $(P(c) \vee \neg P(c))$ pre nejaký unárny predikát P a nejakú konštantu c jazyka \mathcal{L} .
- *Disjunkciou postupnosti* A_1, \dots, A_n je formula $((A_1 \vee A_2) \vee A_3) \vee \dots \vee A_n$, skrátene $(A_1 \vee A_2 \vee A_3 \vee \dots \vee A_n)$.
 - Disjunkciu *prázdnej* postupnosti formúl označujeme \perp alebo \square . Chápeme ju ako ľubovoľnú *nesplniteľnú* formulu, napríklad $(P(c) \wedge \neg P(c))$.
- Pre $n = 1$ chápeme samotnú formulu A_1 ako konjunkciu aj ako disjunkciu jednoprvkovej postupnosti formúl A_1 .

Literál, klauzula, konjunktívny normálny tvar

Vstup do SAT solvera je formula v konjunktívnom normálnom tvare.

Definícia 4.20.

Literál je atóm alebo negácia atómu.

Klauzula (tiež „klauza“, angl. *clause*) je *disjunkcia* postupnosti literálov.

Formula v konjunktívnom normálnom tvare (angl. conjunctive normal form, CNF) je *konjunkcia* postupnosti klauzúl.

Príklad 4.21. Literály: $P, C, \neg C, \neg O$

Klauzuly: $(\neg P \vee O \vee \neg C)$, ale aj $P, \neg O, \square$,

CNF: $((P \vee O) \wedge \square), ((\neg P \vee O) \wedge (O \vee C))$, ale aj $P, \neg O, \top, (P \vee \neg O) (P \wedge \neg O \wedge C)$,
 \square ,

kde P, O, C sú ľubovoľné atómy.

Existencia ekvivalentnej formuly v CNF

Veta 4.22. *Ku každej výrokovologickej formule X existuje ekvivalentná formula C v konjunktívnom normálnom tvare.*

Dôkaz. Zoberme všetky ohodnotenia v_1, \dots, v_n také, že $v_i \models_p \neg X$ a $v_i(A) = f$ pre všetky atómy $A \notin \text{atoms}(\neg X)$. Pre každé v_i zostrojme formulu C_i ako konjunkciu obsahujúcu A , ak $v_i(A) = t$, alebo $\neg A$, ak $v_i(A) = f$, pre každý atóm $A \in \text{atoms}(\neg X)$. Očividne formula $D = (C_1 \vee \dots \vee C_n)$ je ekvivalentná s $\neg X$ (vymenúva všetky možnosti, kedy je $\neg X$ pravdivá).

Znegovaním D a aplikáciou de Morganových pravidiel dostaneme formulu C v CNF, ktorá je ekvivalentná s X . \square

Konverzia formuly do ekvivalentnej v CNF

Skúmanie všetkých ohodnotení podľa dôkazu vety 4.22 nie je ideálny spôsob ako upraviť formulu do CNF — najmä keď má veľa premenných a jej splniteľnosť chceme rozhodnúť SAT solverom.

Jednoduchý algoritmus na konverziu formuly do ekvivalentnej formuly v CNF založený na ekvivalentných úpravách si naprogramujete ako **4. praktické cvičenie**.

Konverzia formuly do ekvivalentnej v CNF

Základný algoritmus konverzie do CNF má dve fázy:

1. Upravíme formulu na *negačný normálny tvar* (NNF) — nevyskytuje sa v ňom implikácia a negované sú iba atómy:
 - Nahradíme implikácie disjunkciami: $(A \rightarrow B) \Leftrightarrow_p (\neg A \vee B)$
 - Presunieme \neg k atómom opakovaným použitím de Morganových zákonov a zákona dvojitej negácie.

2. Odstránime konjunkcie vnorené v disjunkciách „roznásobením“ podľa distributívnosti a komutatívnosti:

$$\begin{aligned}
 (A \vee (B \wedge C)) &\Leftrightarrow_p ((A \vee B) \wedge (A \vee C)) \\
 ((B \wedge C) \vee A) &\Leftrightarrow_p (A \vee (B \wedge C)) \Leftrightarrow_p ((A \vee B) \wedge (A \vee C)) \\
 &\Leftrightarrow_p ((B \vee A) \wedge (A \vee C)) \\
 &\Leftrightarrow_p ((B \vee A) \wedge (C \vee A))
 \end{aligned}$$

Konverzia formuly do ekvivalentnej v CNF

Príklad 4.23. Úprava formuly do NNF:

$$\begin{aligned}
 ((\neg S \wedge P) \rightarrow \neg(Z \vee \neg O)) &\Leftrightarrow_p (\neg(\neg S \wedge P) \vee \neg(Z \vee \neg O)) \quad (\text{nahr. } \rightarrow) \\
 &\Leftrightarrow_p ((\neg\neg S \vee \neg P) \vee (\neg Z \wedge \neg\neg O)) \quad (2 \times \text{de Morgan}) \\
 &\Leftrightarrow_p ((S \vee \neg P) \vee (\neg Z \wedge O)) \quad (2 \times \text{dvoj. neg.})
 \end{aligned}$$

Úprava formuly v NNF do CNF:

$$\begin{aligned}
 ((S \vee \neg P) \vee (\neg Z \wedge O)) \\
 &\Leftrightarrow_p (((S \vee \neg P) \vee \neg Z) \wedge ((S \vee \neg P) \vee O)) \quad (\text{distr. } \wedge \text{ cez } \vee)
 \end{aligned}$$

Podľa dohody v def. 4.19 výslednú formulu v CNF skráteno zapíšeme:

$$((S \vee \neg P \vee \neg Z) \wedge (S \vee \neg P \vee O))$$

4.5 CNF vs. XOR

XOR

Logická spojka exclusive or (XOR):

a	b	$a \oplus b$
0	0	0
0	1	1
1	0	1
1	1	0

- zodpovedá sčítaniu v poli \mathbb{Z}_2
- komutatívna a asociatívna
- rýchlo vypočítateľná, aj na úrovni hardvéru
- dôležitá v kryptológii

XOR

Ideálna šifra: vezmeme náhodný reťazec (kľúč) rovnako dlhý ako správa a spravíme XOR bit po bite. Použitý kľúč zahodíme. Všetky zašifrované texty sú rovnako pravdepodobné.

Reálne šifry: kľúč je krátky (napr. 1024 B). Ak by sme ho nakopírovali veľakrát za sebou, bity správy šifrované tým istým bitom kľúča vytvoria slabinu (možno dešifrovať aj bez znalosti kľúča, stačí uhádnuť jeho dĺžku). Preto napr. použijeme kľúč ako seed do pseudonáhodného generátora a vygenerujeme reťazec potrebnej dĺžky.

Útoky na šifry: o.i. pomocou SAT solvera, ktorý vie pracovať s XOR (aktívna oblasť výskumu).

XOR

Ku XOR existuje prepis do CNF, napr. z $a \oplus b \oplus c$ sa stane

$$(a \vee b \vee c) \wedge (a \vee \neg b \vee \neg c) \wedge (b \vee \neg a \vee \neg c) \wedge (c \vee \neg a \vee \neg b)$$

Ale s počtom premenných rastie dĺžka ekvivalentnej CNF formuly exponenciálne. Preto sa oplatí predspracovanie: XOR formuly vnímame ako súčty nad \mathbb{Z}_2 a použijeme Gaussovu elimináciu.

$$a_1 \oplus a_2 \oplus a_3 = 0$$

$$a_1 \oplus a_3 \oplus a_4 = 0$$

$$\left(\begin{array}{cccc|c} 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 1 & 0 \end{array} \right)$$

$$\left(\begin{array}{cccc|c} 1 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \end{array} \right)$$

Rekapitulácia

Rekapitulácia

Dnes sme prebrali:

- Logické vyplývanie z teórie a logický dôsledok teórie
- Nezávislosť formuly od teórie

- Štyri situácie vo vzťahoch teórií a formúl a ich praktické dôsledky
- Splniteľné a nesplniteľné teórie
- Vzťah nesplniteľnosti a vyplývania
- Význačné sémantické vlastnosti formúl: tautologickosť, splniteľnosť, nesplniteľnosť, falzifikovateľnosť
- Ekvivalencia — sémantický vzťah formúl
- Syntaktické odvodenie ekvivalencie pomocou substitúcií podľa známych ekvivalencií
- NNF a CNF
- Vzťah tautológií s vyplývaním a ekvivalenciou

4. prednáška

Dôkazy a výrokovologické tablá

Rekapitulácia

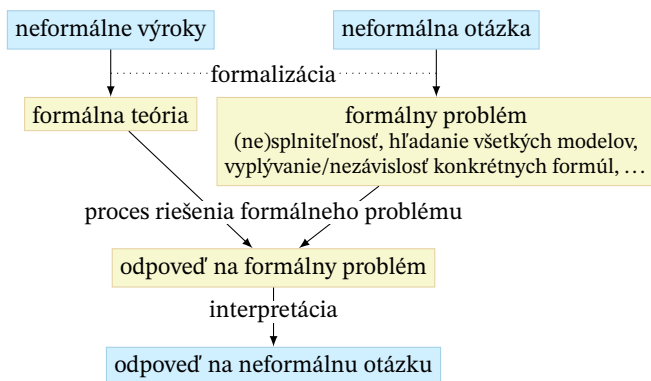
Minulý týždeň sme sa zaoberali:

- výrokovologickým *vyplývaním* formuly z teórie a nezávislosťou formuly od teórie
- vlastnosťami formúl vzhľadom na všetky ohodnotenia:
 - *tautológia*,
 - splniteľnosť,
 - falzifikovateľnosť,
 - nesplniteľnosť;
- vzťahmi formúl:
 - ekvivalencia;
- vzťahom vyplývania a ekvivalencie s tautológiami;
- transformáciou formúl medzi jazykmi so zachovaním splniteľnosti.

5 Dôkazy a výrokovologické tablá

Riešenie slovných úloh pomocou formálnej logiky

Na 1. praktickom cvičení a v 1. domácej úlohe (AIN) sme riešili neformálne zadané problémy pomocou ich formálnej verzie:



Formálny problém sme riešili hrubou silou a sémanticky — rozborom všetkých ohodnotení. Žiadne naozajstné usudzovanie. Výsledok zodpovedal výsledku neformálneho úsudku o probléme.

Dôkazy neformálnych meta tvrdení

V 1. domácej úlohe sme dokazovali tvrdenia o vyplývaní, splniteľnosti a tautológiách:

- tvrdenia v slovenčine;
- dôkazy tiež v slovenčine.

Usudzovanie, ale neformálne.

Formalizácia dôkazov

Logiku zaujíma *jazyk* a *usudzovanie*.

Výroky v slovenčine (jazyk) sme *sformalizovali* ako *formuly* v jazyku logiky prvého rádu

- matematická „dátová štruktúra“: postupnosti symbolov s indukčnými pravidlami konštrukcie;
- javovská dátová štruktúra: stromy objektov podtried triedy Formula.

Dôkazy (usudzovanie) začneme *formalizovať* tento týždeň.

Čo sú dôkazy a prečo sa dokazuje

Dôkaz je úvaha, ktorá zdôvodňuje, prečo je nejaký záver logickým dôsledkom predpokladov.

Načo sú vlastne dobré *dôkazy*?

- Môžeme nimi *presvedčiť* iných o pravdivosti svojich záverov.
- Zvyčajne sú menej prácne a *pochopiteľnejšie* ako rozbor všetkých možností.

Už rozobrať 16 možností je prácne.

Ak je možností nekonečne veľa, rozbor všetkých možností ani nie je možný.

- Odvodzovaním podľa pravidiel dôkazov môžeme skúmať, aké dôsledky má naša teória aj bez konkrétneho cieľa.

Prečo formalizovať dôkazy

Načo je dobré *formalizovať* dôkazy?

- Aby sme si ujasnili, čo sú dôkazy a kedy sú *správne*. Správna argumentácia nie je dôležitá iba v matematike:
 - uvažovanie o správnosti našich programov či dopytov,
 - základ kritického/vedeckého myslenia v bežnom živote.
- Aby sme vedeli naprogramovať *dátové štruktúry* na ich reprezentáciu v počítači.
- Aby sme mohli dokazovanie *automatizovať*.
 - jeden z cieľov klasickej umelej inteligencie
- Aby sme zistili, čo sa dá a čo sa *nedá* dokázať.
 - Prakticky: Čo sa nedá dokázať, toho dôkaz sa nedá automatizovať.
 - Filozoficky: Hranice poznania a chápania.

5.1 Druhy dôkazov

Druhy dôkazov

V matematike sa na to používa viac typov dôkazov:

- priamy,
- sporom,
- nepriamy,
- analýzou prípadov,

ktoré sa často kombinujú.

Priamy dôkaz a analýza prípadov

Priamy dôkaz Z predpokladov postupným odvodzovaním jednoduchých logických dôsledkov dospejeme k požadovanému záveru.

Dôkaz analýzou (rozborom) prípadov Keď predpoklady obsahujú *disjunkciu*, dokážeme požadovaný záver z *každého disjunktu* a ostatných predpokladov *nezávisle* od ostatných disjunktov.

Ak aj predpoklady disjunkciu neobsahujú, môžeme rozoberať prípady, že je nejaké pomocné tvrdenie pravdivé alebo nepravdivé.

Príklad priameho dôkazu s analýzou prípadov

Príklad 5.1 (Párty 2 · priamy dôkaz s analýzou prípadov). (A_1) Anka príde, iba ak príde Betka a Cyril. (A_2) Ak príde Betka alebo Dávid, príde aj Evka. (A_3) Evka nepríde, ak príde Fero.

Teda: (X) Ak príde Anka, tak nepríde Fero.

Dôkaz (priamo). Predpokladajme, že tvrdenia A_1 až A_3 sú pravdivé. Dokážme X .

Ak nepríde Anka, X je pravdivé (X je implikácia a jej antecedent je nepravdivý).

Preto predpokladajme, že Anka príde. Podľa A_1 potom musia prísť aj Betka a Cyril. Preto príde Betka, a teda príde Betka alebo Dávid. Podľa A_2 potom príde aj Evka. Pretože podľa A_3 by Evka neprišla, ak by prišiel Fero, ale Evka príde, musí byť pravda, že Fero nepríde. Preto je tvrdenie X opäť pravdivé (X je implikácia a jej konzekvent je pravdivý).

Dôkaz sporom a nepriamy dôkaz

Dôkaz sporom Prijmeme predpoklady, ale *spochybíme záver* — predpokladáme, že je nepravdivý. Postupným odvodzovaním jednoduchých logických dôsledkov dospejeme k *sporu* s predpokladom alebo iným dôsledkom.

Záver teda nemôže byť nepravdivý, preto ak sú pravdivé predpoklady, je nutne pravdivý, vyplýva z nich.

Nepriamy dôkaz — variácia dôkazu sporom Predpokladáme, že záver je nepravdivý. Postupným odvodzovaním jednoduchých logických dôsledkov dospejeme k nepravdivosti niektorého z predpokladov.

Tým dokážeme: Ak je nepravdivý záver, tak sú nepravdivé predpoklady. Obmena: Ak sú pravdivé predpoklady, je pravdivý záver.

Príklad dôkazu sporom

Príklad 5.2 (Párty 2 · dôkaz sporom).

(A_1) Anka príde, iba ak príde Betka a Cyril. (A_2) Ak príde Betka alebo Dávid, príde aj Evka. (A_3) Evka nepríde, ak príde Fero.

Teda: (X) Ak príde Anka, tak nepríde Fero.

Dôkaz (sporom). Predpokladajme, že tvrdenia A_1 až A_3 sú pravdivé, ale X je nepravdivé.

Predpokladáme teda, že príde Anka a príde aj Fero. Preto príde Fero, a teda podľa predpokladu A_3 Evka nepríde. Zároveň vieme, že príde Anka, a podľa A_1 teda prídu aj Betka a Cyril. Preto príde Betka, a teda príde Betka alebo Dávid. Podľa A_2 potom príde aj Evka. To je však spor z predchádzajúcim dôsledkom A_3 , že Evka nepríde.

Predpoklad, že X je nepravdivé viedol k sporu, preto X je pravdivé.

Výhody dôkazu sporom

Dôkaz sporom je veľmi konkrétna ukážka kritického, vedeckého myslenia:

1. Pochybujeme o pravdivosti tvrdenia.
2. Vyvrátením tejto pochybnosti sa presvedčíme o pravdivosti.

Má ale aj „technickú“ výhodu: Nemusíme pri ňom až tak tápať, ako dospejeme k cieľu, pretože

- dostaneme viac predpokladov;
- máme jednoduchý cieľ: nájsť spor;
- väčšinou stačí tvrdenia iba zjednodušovať.

Odvodzovanie jednoduchých dôsledkov

Kroky dôkazu by mali odvodzovať jednoduché dôsledky.

Tie potom používame na odvodenie ďalších dôsledkov.

Aký dôsledok je jednoduchý?

Závisí od čitateľa dôkazu — musí byť schopný ho overiť.

Matematici (a učitelia) radi robia väčšie skoky a nechajú čitateľa (študenta) domýšľať si, prečo ich mohli urobiť.

Vyučujúci chcú od študentov malé kroky — aby si overili, že študent skutočne uvažuje správne.

5.2 Výrokovologické tablá

Jednoduché dôsledky podľa definície pravdivosti formúl

Pozrime sa znova na príklad dôkazu sporom:

1. Sformalizujme ho.
2. Uvedomme si, čo vlastne dokazujeme.
3. Všímajme si, aké kroky robíme.

Príklad dôkazu sporom s formulami

Príklad 5.3 (Párty 2 · formalizovaný dôkaz sporom). Dokážme, že z teórie $T = \{A_1, A_2, A_3\}$, kde

$A_1 = (p(A) \rightarrow (p(B) \wedge p(C)))$	Anka príde, iba ak príde Betka a Cyril.
$A_2 = ((p(B) \vee p(D)) \rightarrow p(E))$	Ak príde Betka alebo Dávid, príde aj Evka.
$A_3 = (p(F) \rightarrow \neg p(E)),$	Evka nepríde, ak príde Fero.
vyplyva formula X , pričom	
$X = (p(A) \rightarrow \neg p(F))$	Ak príde Anka, tak nepríde Fero.

Príklad 5.3 (Párty 2 · formal. dôkaz sporom, pokrač.).

Dôkaz (sporom). Predpokladajme, pre nejaké ohodnotenie v platí, že

(1) $v \models_p (p(A) \rightarrow (p(B) \wedge p(C)))$,

(2) $v \models_p ((p(B) \vee p(D)) \rightarrow p(E))$,

(3) $v \models_p (p(F) \rightarrow \neg p(E))$, ale

(4) $v \not\models_p (p(A) \rightarrow \neg p(F))$.

Podľa definície pravdivosti v ohodnotení, potom máme:

(5) $v \models_p p(A)$ zo (4) a súčasne

(6) $v \not\models_p \neg p(F)$ zo (4), teda

(7) $v \models_p p(F)$ z (6). Ďalej

(8) $v \not\models_p p(F)$, alebo (9) $v \models_p \neg p(E)$ podľa (3).

čo je (10) $v \not\models_p p(E)$ z (9). Zároveň

v spore (11) $v \not\models_p p(A)$, alebo (12) $v \models_p (p(B) \wedge p(C))$ podľa (1).

so (7), čo je (13) $v \models_p p(B)$ z (12). Potom podľa (2):

v spore (14) $v \not\models_p (p(B) \vee p(D))$, alebo (15) $v \models_p p(E)$,

s (5), (16) $v \not\models_p p(B)$ zo (14), spor s (10).

spor s (13);

Tablový kalkul

Z takýchto dôkazov sporom vychádza *tablový kalkul* — jeden z *formálnych deduktívnych systémov* pre výrokovologickú časť logiky prvého rádu

Formálny deduktívny systém je systém odvodzovacích pravidiel na konštrukciu dôkazov vyplývania formúl z teórií.

Nami používaná verzia tablového kalkulu pochádza od Raymonda M. Smullyana [Smullyan, 1979].

Postupne si ukážeme, ako predchádzajúci dôkaz premeníme na *tablo* — formálny dôkaz v tablovom kalkule.

Označené formuly a ich sémantika

Zbavme sa najprv opakovania $v \models_p \dots$ a $v \not\models_p \dots$.

Definícia 5.4. Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu. Nech X je výrokovologická formula jazyka \mathcal{L} . Postupnosti symbolov **T** X a **F** X nazývame *označené formuly*.

Definícia 5.5. Nech \mathcal{L} je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu, v je ohodnotenie pre \mathcal{L} a X je výrokovologická formula v \mathcal{L} . Potom

- vo v je pravdivá **T** X (skrátene $v \models_p \mathbf{T} X$) vtt vo v je pravdivá X ;

- vo v je pravdivá $\mathbf{F}X$ (skr. $v \models_p \mathbf{F}X$) vtt vo v nie je pravdivá X .

Znamienko \mathbf{F} sa teda správa ako negácia a \mathbf{T} nemení význam formuly. Znamienka \mathbf{F} a \mathbf{T} sa *nesmú* objaviť v podformulách. Vďaka znamienkam stačí hovoriť iba o pravdivých ozn. formulách.

Příklad 5.5 (Párty 2 · dôkaz s označenými formulami). Predpokladajme, pre nejakom ohodnotení v sú pravdivé označené formuly

(1) $\mathbf{T}(p(A) \rightarrow (p(B) \wedge p(C)))$,

(2) $\mathbf{T}((p(B) \vee p(D)) \rightarrow p(E))$,

(3) $\mathbf{T}(p(F) \rightarrow \neg p(E))$, ale

(4) $\mathbf{F}(p(A) \rightarrow \neg p(F))$.

Podľa definície pravdivosti, sú vo v pravdivé:

(5) $\mathbf{T} p(A)$ zo (4) a súčasne

(6) $\mathbf{F} \neg p(F)$ zo (4), teda

(7) $\mathbf{T} p(F)$ z (6). Ďalej

(8) $\mathbf{F} p(F)$, alebo (9) $\mathbf{T} \neg p(E)$ podľa (3).

čo je (10) $\mathbf{F} p(E)$ z (9). Zároveň

v spore (11) $\mathbf{F} p(A)$, alebo (12) $\mathbf{T}(p(B) \wedge p(C))$ z (1).

so (7), čo je (13) $\mathbf{T} p(B)$ z (12). Potom podľa (2)

v spore (14) $\mathbf{F}(p(B) \vee p(D))$, alebo (15) $\mathbf{T} p(E)$,

s (5), (16) $\mathbf{F} p(B)$ zo (14), spor s (10).
spor s (13);

Kroky odvodenia

Všimnime si teraz kroky, ktoré sme v dôkaze robili:

- Niektoré z pravdivosti formuly *priamo odvodili* pravdivosť niektorej priamej podformuly, napr.:
 - z (4) $\mathbf{F}(p(A) \rightarrow \neg p(F))$ sme odvodili (5) $\mathbf{T} p(A)$;
 - z (4) $\mathbf{F}(p(A) \rightarrow \neg p(F))$ sme odvodili (6) $\mathbf{F} \neg p(F)$;
 - z (9) $\mathbf{T} \neg p(E)$ sme odvodili (10) $\mathbf{F} p(E)$.
- Iné viedli k *analýze prípadov* pravdivosti *oboch* priamych podformúl:
 - (2) $\mathbf{T}((p(B) \vee p(D)) \rightarrow p(E))$ viedla k analýze prípadov: (14) $\mathbf{F}(p(B) \vee p(D))$ alebo (15) $\mathbf{T} p(E)$.

Priame odvodenie pravdivosti priamych podformúl

Z definície pravdivosti formúl ľahko dostaneme:

Pozorovanie 5.6. *Nech v je ľubovoľné ohodnotenie pre jazyk \mathcal{L} výrokovologickej časti logiky prvého rádu. Nech X a Y sú ľubovoľné formuly \mathcal{L} :*

$Ak\ v \models_p \neg X, \text{ tak } v \not\models_p X.$	$Ak\ v \models_p \mathbf{T} \neg X, \text{ tak } v \models_p \mathbf{F} X.$
$Ak\ v \not\models_p \neg X, \text{ tak } v \models_p X.$	$Ak\ v \models_p \mathbf{F} \neg X, \text{ tak } v \models_p \mathbf{T} X.$
$Ak\ v \models_p (X \wedge Y), \text{ tak } v \models_p X.$	$Ak\ v \models_p \mathbf{T}(X \wedge Y), \text{ tak } v \models_p \mathbf{T} X.$
$Ak\ v \models_p (X \wedge Y), \text{ tak } v \models_p Y.$	$Ak\ v \models_p \mathbf{T}(X \wedge Y), \text{ tak } v \models_p \mathbf{T} Y.$
$Ak\ v \not\models_p (X \vee Y), \text{ tak } v \not\models_p X.$	$Ak\ v \models_p \mathbf{F}(X \vee Y), \text{ tak } v \models_p \mathbf{F} X.$
$Ak\ v \not\models_p (X \vee Y), \text{ tak } v \not\models_p Y.$	$Ak\ v \models_p \mathbf{F}(X \vee Y), \text{ tak } v \models_p \mathbf{F} Y.$
$Ak\ v \not\models_p (X \rightarrow Y), \text{ tak } v \models_p X.$	$Ak\ v \models_p \mathbf{F}(X \rightarrow Y), \text{ tak } v \models_p \mathbf{T} X.$
$Ak\ v \not\models_p (X \rightarrow Y), \text{ tak } v \not\models_p Y.$	$Ak\ v \models_p \mathbf{F}(X \rightarrow Y), \text{ tak } v \models_p \mathbf{F} Y.$

Zjednodušujúce tablové pravidlá

Z pozorovania 5.6 môžeme sformulovať pravidlá, ktoré priamo odvodzujú z označených formúl ich označené podformuly:

$\frac{\mathbf{T} \neg X}{\mathbf{F} X}$	$\frac{\mathbf{F} \neg X}{\mathbf{T} X}$	$\frac{\mathbf{T}(X \wedge Y)}{\mathbf{T} X}$	$\frac{\mathbf{F}(X \vee Y)}{\mathbf{F} X}$	$\frac{\mathbf{F}(X \rightarrow Y)}{\mathbf{T} X}$
		$\frac{\mathbf{T}(X \wedge Y)}{\mathbf{T} Y}$	$\frac{\mathbf{F}(X \vee Y)}{\mathbf{F} Y}$	$\frac{\mathbf{F}(X \rightarrow Y)}{\mathbf{F} Y}$

Na tieto pravidlá sa dá pozeráť ako na *špeciálne prípady jedného pravidla*, ktorému sa hovorí α , *zjednodušenie* alebo *sploštenie* (angl. *flatten*), pre rôzne spojky.

Jednotný zápis označených formúl typu α

Definícia 5.7 (Jednotný zápis označených formúl typu α).

Označená formula A^+ je typu α vtt 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, α_2 príslušnú formulu z pravého stĺpca.

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

Pozorovanie 5.8 (Stručne vďaka jednotnému zápisu). *Nech v je ľubovoľné ohodnotenie pre jazyk \mathcal{L} výrokovologickej časti logiky prvého rádu. Potom $v \models_p \alpha$ vtt $v \models_p \alpha_1$ a $v \models_p \alpha_2$.*

Analýza prípadov pravdivosti priamych podformúl

Z definície pravdivosti formúl ľahko dostaneme:

Pozorovanie 5.9. *Nech v je ľubovoľné ohodnotenie pre jazyk \mathcal{L} výrokovologickej časti logiky prvého rádu. Nech X a Y sú ľubovoľné formuly \mathcal{L} :*

- *Ak $v \models_p (X \wedge Y)$, tak $v \models_p X$ alebo $v \models_p Y$. Ak $v \models_p \mathbf{F}(X \wedge Y)$, tak $v \models_p \mathbf{F}X$ alebo $v \models_p \mathbf{F}Y$.*
- *Ak $v \models_p (X \vee Y)$, tak $v \models_p X$ alebo $v \models_p Y$. Ak $v \models_p \mathbf{T}(X \vee Y)$, tak $v \models_p \mathbf{T}X$ alebo $v \models_p \mathbf{T}Y$.*
- *Ak $v \models_p (X \rightarrow Y)$, tak $v \models_p X$ alebo $v \models_p Y$. Ak $v \models_p \mathbf{T}(X \rightarrow Y)$, tak $v \models_p \mathbf{F}X$ alebo $v \models_p \mathbf{T}Y$.*

Rozvetvujúce tablové pravidlá

Z pozorovania 5.9 môžeme sformulovať pravidlá, ktoré vedú k analýze prípadov pravdivosti priamych podformúl:

$$\frac{\mathbf{F}(X \wedge Y)}{\mathbf{F}X \mid \mathbf{F}Y} \qquad \frac{\mathbf{T}(X \vee Y)}{\mathbf{T}X \mid \mathbf{T}Y} \qquad \frac{\mathbf{T}(X \rightarrow Y)}{\mathbf{F}X \mid \mathbf{T}Y}$$

Aj na tieto pravidlá sa dá pozerat' ako na špeciálne prípady jedného pravidla, ktorému sa hovorí β , *vetvenie* alebo *rozdelenie* (angl. *split*), pre rôzne spojky.

Jednotný zápis označených formúl typu β

Definícia 5.10 (Jednotný zápis označených formúl typu β).

Označená formula B^+ je typu β vtt 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, β_2 príslušnú formulu z pravého stĺpca.

	β	β_1	β_2
	$\mathbf{F}(X \wedge Y)$	$\mathbf{F}X$	$\mathbf{F}Y$
	$\mathbf{T}(X \vee Y)$	$\mathbf{T}X$	$\mathbf{T}Y$
	$\mathbf{T}(X \rightarrow Y)$	$\mathbf{F}X$	$\mathbf{T}Y$

Pozorovanie 5.11 (Stručne vďaka jednotnému zápisu). *Nech v je ľubovoľné ohodnotenie pre jazyk \mathcal{L} výrokovologickej časti logiky prvého rádu. Potom $v \models_p \beta$ vtt $v \models_p \beta_1$ alebo $v \models_p \beta_2$.*

Označovanie označených formúl a ich množín

Čo vlastne dokazujeme v našom príklade? To, že predpoklad existencie ohodnotenia v , v ktorom sú pravdivé všetky prvky množiny označených formúl

$$S^+ = \{ \begin{array}{l} \mathbf{T}(p(A) \rightarrow (p(B) \wedge p(C))), \\ \mathbf{T}((p(B) \vee p(D)) \rightarrow p(E)), \\ \mathbf{T}(p(F) \rightarrow \neg p(E)), \\ \mathbf{F}(p(A) \rightarrow \neg p(F)) \end{array} \}$$

vedie k sporu, teda že S^+ je *nesplniteľná*.

Dohoda 5.12. Pre označené formuly budeme používať veľké písmená zo začiatku a konca abecedy s horným indexom + a prípadne s dolnými indexmi, napr. A^+ , X_7^+ .

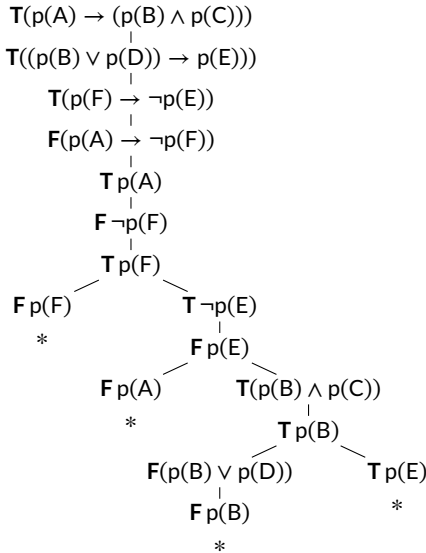
Pre množiny označených formúl budeme používať písmená S, T s horným indexom + a prípadne s dolnými indexmi, napr. S^+ , T_3^+ .

Príklad 5.12 (Párty 2 · tablo).

1.	$\mathbf{T}(p(A) \rightarrow (p(B) \wedge p(C)))$	S^+
2.	$\mathbf{T}((p(B) \vee p(D)) \rightarrow p(E))$	S^+
3.	$\mathbf{T}(p(F) \rightarrow \neg p(E))$	S^+
4.	$\mathbf{F}(p(A) \rightarrow \neg p(F))$	S^+
5.	$\mathbf{T} p(A)$	$\alpha 4$
6.	$\mathbf{F} \neg p(F)$	$\alpha 4$
7.	$\mathbf{T} p(F)$	$\alpha 6$
8.	$\mathbf{F} p(F) \quad \beta 3$ *7, 8	<div> <div>9. $\mathbf{T} \neg p(E) \quad \beta 3$</div> <div>10. $\mathbf{F} p(E) \quad \alpha 9$</div> </div>
	11. $\mathbf{F} p(A) \quad \beta 1$ *5, 11	<div> <div>12. $\mathbf{T}(p(B) \wedge p(C)) \quad \beta 1$</div> <div>13. $\mathbf{T} p(B) \quad \alpha 12$</div> </div>
		<div> <div>14. $\mathbf{F}(p(B) \vee p(D)) \quad \beta 2$</div> <div>15. $\mathbf{T} p(E) \quad \beta 2$</div> </div>
		<div> <div>16. $\mathbf{F} p(B) \quad \alpha 14$ *13, 16</div> <div>*10,15</div> </div>

Štruktúra tabla

Čo je teda tablo? Aká „dátová štruktúra“? Čo v nej musí platiť?



Definícia 5.13 (Tablo pre množinu označených formúl [Smullyan, 1979]). *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 indukčných 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} ktorýmkoľvek z pravidiel:

α : 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 .

β : Ak sa na vetve π_y (ceste z koreňa do 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 .

S^+ : Ako jediné dieťa y pripojíme nový vrchol obsahujúci ľubovoľnú označenú formulu $A^+ \in S^+$.

Nič iné nie je tablom pre S^+ .

Tablá a tablové pravidlá

Pôvodné tablo **Možné priame rozšírenie** **Pravidlá a označené formuly v nich**

	\rightsquigarrow	$\frac{\alpha}{\alpha_1} \quad \frac{\alpha}{\alpha_2}$	$\frac{\alpha}{\alpha_1 \quad \alpha_2}$		
			$\begin{array}{l} \mathbf{T}(X \wedge Y) \\ \mathbf{F}(X \vee Y) \\ \mathbf{F}(X \rightarrow Y) \\ \mathbf{T} \neg X \\ \mathbf{F} \neg X \end{array}$	$\begin{array}{l} \alpha_1 \\ \alpha_2 \end{array}$	$\begin{array}{l} \mathbf{T}X \quad \mathbf{T}Y \\ \mathbf{F}X \quad \mathbf{F}Y \\ \mathbf{T}X \quad \mathbf{F}Y \\ \mathbf{F}X \quad \mathbf{F}X \\ \mathbf{T}X \quad \mathbf{T}X \end{array}$
	\rightsquigarrow	$\frac{\beta}{\beta_1 \mid \beta_2}$	$\frac{\beta}{\beta_1 \quad \beta_2}$		
			$\begin{array}{l} \mathbf{F}(X \wedge Y) \\ \mathbf{T}(X \vee Y) \\ \mathbf{T}(X \rightarrow Y) \end{array}$	$\begin{array}{l} \beta_1 \\ \beta_2 \end{array}$	$\begin{array}{l} \mathbf{F}X \quad \mathbf{F}Y \\ \mathbf{T}X \quad \mathbf{T}Y \\ \mathbf{F}X \quad \mathbf{T}Y \end{array}$

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

Tablá a tablové pravidlá (pokračovanie)

Pôvodné tablo **Možné priame rozšírenie** **Pravidlá a označené formuly v nich**

	\rightsquigarrow	$\frac{}{A^+}$	$A^+ \in S^+$		

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

Uzavretosť a otvorenosť vetvy a tabla

Definícia 5.14. *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 X^+ sa nachádza v niektorom vrchole na π . Skrátene to budeme zapisovať $X^+ \in \text{formulas}(\pi)$.

Tablo \sim dôkaz sporom. Vetvenie \sim rozbor možných prípadov. \implies Spor musí nastať vo všetkých vetvách.

Definícia 5.15. *Vetva π tabla \mathcal{T} je uzavretá vtt na π sa súčasne vyskytujú označené formuly $\mathbf{F}X$ a $\mathbf{T}X$ 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.

Príklad — vetvy a uzavretosť

Príklad 5.16 (Vetvy a uzavretosť). Určme vetvy v table a zistíme, či sú uzavreté a či je uzavreté tablo:

1.	$\mathbf{T}(p(A) \rightarrow (p(B) \wedge p(C)))$	S^+																
2.	$\mathbf{T}((p(B) \vee p(D)) \rightarrow p(E))$	S^+																
3.	$\mathbf{T}(p(F) \rightarrow \neg p(E))$	S^+																
4.	$\mathbf{F}(p(A) \rightarrow \neg p(F))$	S^+																
5.	$\mathbf{T} p(A)$	$\alpha 4$																
6.	$\mathbf{F} \neg p(F)$	$\alpha 4$																
7.	$\mathbf{T} p(F)$	$\alpha 6$																
8.	$\mathbf{F} p(F) \quad \beta 3$ *7, 8	<table><tr><td>9.</td><td>$\mathbf{T} \neg p(E) \quad \beta 3$</td></tr><tr><td>10.</td><td>$\mathbf{F} p(E) \quad \alpha 9$</td></tr><tr><td>11.</td><td>$\mathbf{F} p(A) \quad \beta 1$ *5, 11</td><td><table><tr><td>12.</td><td>$\mathbf{T}(p(B) \wedge p(C)) \quad \beta 1$</td></tr><tr><td>13.</td><td>$\mathbf{T} p(B) \quad \alpha 12$</td></tr><tr><td>14.</td><td>$\mathbf{F}(p(B) \vee p(D)) \quad \beta 2$</td><td><table><tr><td>15.</td><td>$\mathbf{T} p(E) \quad \beta 2$ *10, 15</td></tr></table></td></tr></table></td></tr></table>	9.	$\mathbf{T} \neg p(E) \quad \beta 3$	10.	$\mathbf{F} p(E) \quad \alpha 9$	11.	$\mathbf{F} p(A) \quad \beta 1$ *5, 11	<table><tr><td>12.</td><td>$\mathbf{T}(p(B) \wedge p(C)) \quad \beta 1$</td></tr><tr><td>13.</td><td>$\mathbf{T} p(B) \quad \alpha 12$</td></tr><tr><td>14.</td><td>$\mathbf{F}(p(B) \vee p(D)) \quad \beta 2$</td><td><table><tr><td>15.</td><td>$\mathbf{T} p(E) \quad \beta 2$ *10, 15</td></tr></table></td></tr></table>	12.	$\mathbf{T}(p(B) \wedge p(C)) \quad \beta 1$	13.	$\mathbf{T} p(B) \quad \alpha 12$	14.	$\mathbf{F}(p(B) \vee p(D)) \quad \beta 2$	<table><tr><td>15.</td><td>$\mathbf{T} p(E) \quad \beta 2$ *10, 15</td></tr></table>	15.	$\mathbf{T} p(E) \quad \beta 2$ *10, 15
9.	$\mathbf{T} \neg p(E) \quad \beta 3$																	
10.	$\mathbf{F} p(E) \quad \alpha 9$																	
11.	$\mathbf{F} p(A) \quad \beta 1$ *5, 11	<table><tr><td>12.</td><td>$\mathbf{T}(p(B) \wedge p(C)) \quad \beta 1$</td></tr><tr><td>13.</td><td>$\mathbf{T} p(B) \quad \alpha 12$</td></tr><tr><td>14.</td><td>$\mathbf{F}(p(B) \vee p(D)) \quad \beta 2$</td><td><table><tr><td>15.</td><td>$\mathbf{T} p(E) \quad \beta 2$ *10, 15</td></tr></table></td></tr></table>	12.	$\mathbf{T}(p(B) \wedge p(C)) \quad \beta 1$	13.	$\mathbf{T} p(B) \quad \alpha 12$	14.	$\mathbf{F}(p(B) \vee p(D)) \quad \beta 2$	<table><tr><td>15.</td><td>$\mathbf{T} p(E) \quad \beta 2$ *10, 15</td></tr></table>	15.	$\mathbf{T} p(E) \quad \beta 2$ *10, 15							
12.	$\mathbf{T}(p(B) \wedge p(C)) \quad \beta 1$																	
13.	$\mathbf{T} p(B) \quad \alpha 12$																	
14.	$\mathbf{F}(p(B) \vee p(D)) \quad \beta 2$	<table><tr><td>15.</td><td>$\mathbf{T} p(E) \quad \beta 2$ *10, 15</td></tr></table>	15.	$\mathbf{T} p(E) \quad \beta 2$ *10, 15														
15.	$\mathbf{T} p(E) \quad \beta 2$ *10, 15																	

Korektnosť tablového kalkulu

Veta 5.17 (Korektnosť tablového kalkulu [Smullyan, 1979]). *Nech S^+ je množina označených formúl a \mathcal{T} je uzavreté tablo pre S^+ . Potom je množina S^+ nesplniteľná.*

Dôsledok 5.18. *Nech S je výrokovologická teória a X je výrokovologická formula. Ak existuje uzavreté tablo pre $\{\mathbf{T} A \mid A \in S\} \cup \{\mathbf{F} X\}$ (skrát. $S \vdash_p X$), tak z S výrokovologicky vyplýva X ($S \models_p X$).*

Dôsledok 5.19. *Nech X je výrokovologická formula. Ak existuje uzavreté tablo pre $\{\mathbf{F} X\}$ (skrátene $\vdash_p X$), tak X je tautológia ($\models_p X$).*

Spomeňte si 5.1

1. Má každé tablo *aspoň* jedno priame rozšírenie?
2. Má každé tablo *najviac* jedno priame rozšírenie?

5. prednáška

Korektnosť a úplnosť výrokovologických tabiel

Rekapitulácia a plán

Minulý týždeň:

- Sformalizovali sme dôkazy sporom pomocou tabiel.
- Vyslovili, ale nedokázali tvrdenie o *korektnosti tabiel*: *uzavreté tablo* dokazuje výrokovologickú *nesplniteľnosť*
- a dôsledky pre dokazovanie vyplývania a tautológií.

Dnes:

- *Dokážeme* korektnosť tabiel.
- Preskúmame, čo vedia tablá povedať o *splniteľnosti*.
- *Dokážeme* úplnosť tabiel.

5.3 Korektnosť tabiel

Korektnosť — idea dôkazu

Aby sme dokázali korektnosť tabiel, teda vetu 5.17, dokážeme postupne dve lemy:

K1: Ak máme tablo pre splniteľnú množinu S^+ s aspoň jednou splniteľnou vetvou, tak každé jeho *priame rozšírenie* má tiež splniteľnú vetvu.

K2: Každé tablo pre splniteľnú množinu S^+ má aspoň jednu splniteľnú vetvu.

Z toho ľahko sporom dokážeme, že množina, pre ktorú sme našli uzavreté tablo je nesplniteľná.

Korektnosť — pravdivosť priameho rozšírenia tabla

Všimnime si:

Vetva sa správa ako konjunkcia svojich označených formúl — všetky musia byť naraz pravdivé.

Tablo sa správa ako disjunkcia vetiev — niektorá musí byť pravdivá.

Definícia 5.20. Nech S^+ je množina označených formúl v jazyku \mathcal{L} , nech \mathcal{T} je tablo pre S^+ , nech π je vetva tabla \mathcal{T} a nech v je výrokovologické ohodnotenie pre \mathcal{L} . Potom:

- *vetva π je pravdivá vo v ($v \models_p \pi$) vtt vo v sú pravdivé všetky označené formuly vyskytujúce sa na vetve π .*
- *tablo \mathcal{T} je pravdivé vo v ($v \models_p \mathcal{T}$) vtt niektorá vetva v table \mathcal{T} je pravdivá.*

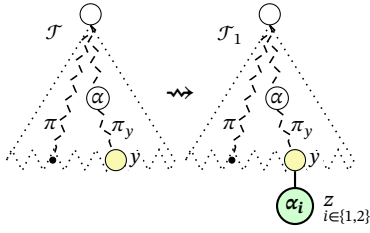
Korektnosť — pravdivosť priameho rozšírenia tabla

Pomocou predchádzajúcej definície sformulujeme lemu K1 takto:

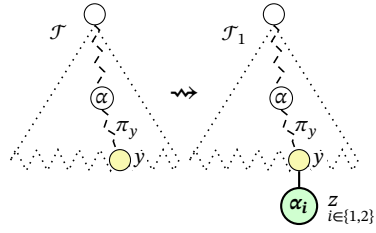
Lema 5.21 (K1). *Nech S^+ je množina označených formúl v jazyku \mathcal{L} , nech \mathcal{T} je tablo pre S^+ a nech v je výrokovologické ohodnotenie pre \mathcal{L} . Ak S^+ a \mathcal{T} sú pravdivé vo v , tak aj každé priame rozšírenie \mathcal{T} je pravdivé vo v .*

Dôkaz lemy K1. Nech S^+ je množina označených formúl, \mathcal{T} je tablo pre S^+ a v je ohodnotenie. Nech $v \models_p S^+$ a nech \mathcal{T} je pravdivé vo v . Potom je pravdivá niektorá vetva v \mathcal{T} . Zoberme jednu takú vetvu a označme ju π . Nech \mathcal{T}_1 je priame rozšírenie \mathcal{T} . Nastáva jeden z prípadov:

- \mathcal{T}_1 vzniklo z \mathcal{T} pravidlom α , 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 .

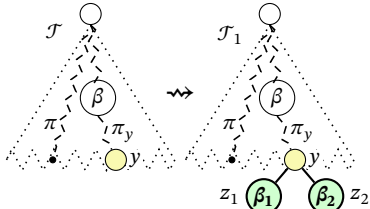


Ak $\pi \neq \pi_y$, tak \mathcal{T}_1 obsahuje π , a teda aj \mathcal{T}_1 je pravdivé vo v .

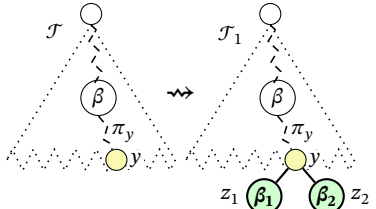


Ak $\pi = \pi_y$, tak α je pravdivá vo v , pretože α je na π . Potom aj α_1 a α_2 sú pravdivé vo v (pozorovanie 5.8). Vetva π_z v table \mathcal{T}_1 rozširuje vetvu π pravdivú vo v o vrchol z obsahujúci ozn. formulu α_1 alebo α_2 pravdivú vo v . Preto π_z je pravdivá vo v , a teda aj tablo \mathcal{T}_1 je pravdivé vo v .

- \mathcal{T}_1 vzniklo z \mathcal{T} pravidlom β , 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 .

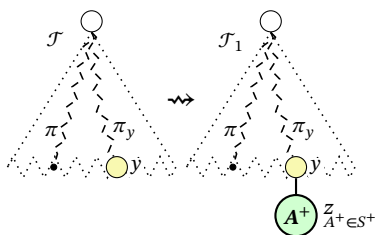


Ak $\pi \neq \pi_y$, tak \mathcal{T}_1 obsahuje π , a teda aj \mathcal{T}_1 je pravdivé vo v .

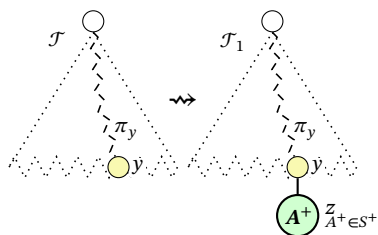


Ak $\pi = \pi_y$, tak $v \models_p \beta$, pretože β je na π . Potom $v \models_p \beta_1$ alebo $v \models_p \beta_2$ (poz. 5.11). Ak $v \models_p \beta_1$, tak $v \models_p \pi_{z_1}$, a teda $v \models_p \mathcal{T}_1$. Ak $v \models_p \beta_2$, tak $v \models_p \pi_{z_2}$, a teda $v \models_p \mathcal{T}_1$.

- \mathcal{T}_1 vzniklo z \mathcal{T} pravidlom S^+ , pridaním nového dieťaťa z nejakému listu y v \mathcal{T} , pričom z obsahuje formulu $A^+ \in S^+$.



Ak $\pi \neq \pi_y$, tak \mathcal{T}_1 obsahuje π , a teda aj \mathcal{T}_1 je pravdivé vo v .



Ak $\pi = \pi_y$, tak π_z v table \mathcal{T}_1 je pravdivá vo v , pretože je rozšírením vetvy π pravdivej vo v o vrchol z obsahujúci formulu A^+ pravdivú vo v (pretože $v \models_p S^+$ a $A^+ \in S^+$). Preto table \mathcal{T}_1 je pravdivé vo v . \square

Korektnosť — pravdivosť množiny a tabla pre ňu

Lema 5.22 (K2). *Nech S^+ je množina označených formúl v jazyku \mathcal{L} , nech \mathcal{T} je table pre S^+ a nech v je ohodnotenie pre \mathcal{L} . Ak S^+ je pravdivá vo v , tak aj \mathcal{T} je pravdivé vo v .*

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

Ak má \mathcal{T} jediný vrchol, tento vrchol obsahuje formulu $A^+ \in S^+$, ktorá je pravdivá vo v . Preto je pravdivá 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 je \mathcal{T}_0 pravdivé vo v . Podľa lemy K1 je potom vo v pravdivé aj \mathcal{T} . \square

Korektnosť — dôkaz

Dôkaz vety o korektnosti 5.17. Nech S^+ je množina označených formúl a \mathcal{T} je uzavreté table pre S^+ . Sporom: Predpokladajme, že existuje ohodnotenie, v ktorom je S^+ pravdivá. Označme ho v . Potom podľa lemy K2 je vo v pravdivé table \mathcal{T} , teda vo v je pravdivá niektorá vetva π v \mathcal{T} . Pretože \mathcal{T} je uzavreté, aj vetva π je uzavretá. Na π sa teda nachádzajú označené formuly **TX**

a $\mathbf{F}X$ pre nejakú formulu X . Pretože π je pravdivá vo v , musia byť vo v pravdivé všetky formuly na nej. Ale $v \models_p \mathbf{T}X$ vtt $v \models_p X$ a $v \models_p \mathbf{F}X$ vtt $v \not\models_p X$. Teda $\mathbf{T}X$ a $\mathbf{F}X$ nemôžu byť obe pravdivé, čo je spor. \square

5.4 Testovanie nespľniteľnosti, splniteľnosti a falzifikovateľnosti

Úplná vetva a tablo

Príklad 5.23. Zistíme tablom, či

$$\{((\text{rychly}(p) \vee \text{spravny}(p)) \wedge (\text{citatelny}(p) \vee \text{rychly}(p)))\} \\ \models_p (\text{rychly}(p) \wedge (\text{spravny}(p) \vee \text{citatelny}(p))).$$

Vybudujeme tablo pre množinu označených formúl:

$$S^+ = \{\mathbf{T}((\text{rychly}(p) \vee \text{spravny}(p)) \wedge (\text{citatelny}(p) \vee \text{rychly}(p))), \\ \mathbf{F}(\text{rychly}(p) \wedge (\text{spravny}(p) \vee \text{citatelny}(p)))\}$$

Podarí sa nám ho uzavrieť?

Úplná vetva a tablo

Nech v príklade tablové pravidlá používame akokoľvek,

- *nenájdeme uzavreté* tablo, ale
- ak pravidlá nepoužívame opakovane na rovnakú formulu v rovnakej vetve, po čase *vybudujeme úplné a otvorené* tablo.

Definícia 5.24 (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 označenú formulu α , ktorá sa vyskytuje na π , sa *obidve* označené formuly α_1 a α_2 vyskytujú na π ;
- pre každú označenú formulu β , ktorá sa vyskytuje na π , sa *aspoň jedna* z označených formúl β_1, β_2 vyskytuje na π ;
- *každá* $X^+ \in S^+$ sa vyskytuje na π .

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

Otvorené tablo a splniteľnosť

Z otvoreného a úplného tabla pre S^+ môžeme vytvoriť ohodnotenie v :

1. nájdeme otvorenú vetvu π ,
2. pre každý atóm A
 - ak sa na π nachádza $\mathbf{T} A$, definujeme $v(A) = t$;
 - ak sa na π nachádza $\mathbf{F} A$, definujeme $v(A) = f$;
 - inak definujeme $v(A)$ ľubovoľne.

V tomto v je pravdivá π , a preto je v ňom *pravdivá aj* S^+ (všetky formuly z S^+ sa vyskytujú na π , lebo π je úplná).

Otázka.

- Dá sa vždy nájsť úplné tablo pre S^+ ?
- Naozaj sa z úplného otvoreného tabla dá vytvoriť model S^+ ?

Existencia úplného tabla

Lema 5.25 (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 spravidla S^+ 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 pravidlo α . Ak platí iba druhá možnosť, aplikujeme pravidlo β . 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

5.5 Úplnosť

Nadol nasýtené množiny a Hintikkova lemma

Definícia 5.26. Množina označených formúl S^+ sa nazýva *nadol nasýtená* vtt platí:

H_0 : v S^+ sa nevyskytujú naraz $\mathbf{T} A$ a $\mathbf{F} A$ pre žiaden predikátový atóm A ;

H_1 : ak $\alpha \in S^+$, tak $\alpha_1 \in S^+$ a $\alpha_2 \in S^+$;

H_2 : ak $\beta \in S^+$, tak $\beta_1 \in S^+$ alebo $\beta_2 \in S^+$.

Pozorovanie 5.27. *Nech π je úplná otvorená vetva nejakého tabla \mathcal{T} . Potom množina všetkých označených formúl na π je nadol nasýtená.*

Lema 5.28 (Hintikkova). *Každá nadol nasýtená množina S^+ je splniteľná.*

Dôkaz Hintikkovej lemy. Chceme dokázať, že existuje ohodnotenie v , v ktorom sú pravdivé všetky označené formuly z S^+ . Definujme v pre každý predikátový atóm A takto:

$$v(A) = \begin{cases} t, & \text{ak } \mathbf{T} A \in S^+; \\ f, & \text{ak } \mathbf{F} A \in S^+; \\ t, & \text{ak ani } \mathbf{T} A \text{ ani } \mathbf{F} A \text{ nie sú v } S^+. \end{cases}$$

v je korektne definované vďaka H_0 (každému atómu priradí t alebo f , žiadnemu nepriradí obe).

Indukciou na stupeň formuly dokážeme, že vo v sú pravdivé všetky formuly z S^+ :

1° Všetky označené predikátové atómy (formuly stupňa 0) z S^+ sú pravdivé vo v .

2° Nech $X^+ \in S^+$ a nech platí IP: Vo v sú pravdivé všetky formuly z S^+ nižšieho stupňa ako X^+ . X^+ je buď α alebo β :

Ak X^+ je α , potom obidve $\alpha_1, \alpha_2 \in S^+$ (H_1), sú nižšieho stupňa ako X^+ , a teda podľa indukčného predpokladu sú pravdivé vo v , preto (podľa poz. 5.8) je v ňom pravdivá aj α .

Ak X^+ je β , potom aspoň jedna z β_1, β_2 je v S^+ (H_2). Nech je to ktorákoľvek, má nižší stupeň ako X^+ , teda podľa IP je pravdivá vo v , a preto (podľa poz. 5.11) je vo v pravdivá aj β . \square

Úplnosť

Úplnosť kalkulu *neformálne*: Ak je nejaké tvrdenie pravdivé, tak existuje jeho dôkaz v kalkule.

Veta 5.29 (o úplnosti tablového kalkulu [Smullyan, 1979]). *Nech S^+ je konečná nesplniteľná množina označených formúl. Potom existuje uzavreté tablo pre S^+ .*

Dôsledok 5.30. *Nech S je konečná teória a X je formula. Ak $S \models_p X$, tak $S \vdash_p X$.*

Dôsledok 5.31. *Nech X je formula. Ak $\models_p X$, tak $\vdash_p X$.*

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

Úplnosť — dôkaz

Dôkaz vety o úplnosti. Zoberme ľubovoľnú konečnú nesplniteľnú 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 nadol nasýtená. Podľa Hintikkovej lemy by bola splniteľná. Pretože obsahuje všetky formuly z S^+ , bola by aj S^+ splniteľná, čo je spor s nesplniteľnosťou S^+ .

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

5.6 Nové korektné pravidlá

Problémy so základnými pravidlami

Základné tablové pravidlá sú jednoduché, ľahko overiteľné a analytické — z (ne)pravdivosti zloženej formuly odvodzujú (ne)pravdivosť jej priamych podformúl.

Nie sú ale úplne pohodlné ani prirodzené, hlavne β .

Príklad 5.32. Dokážme, že pre všetky formuly A, B, C, X, Y, Z :

$$\{(A \rightarrow C), (B \rightarrow C), (C \rightarrow X), (C \rightarrow Y), ((X \wedge Y) \rightarrow Z)\} \\ \vdash_p ((A \vee B) \rightarrow Z)$$

Všimnime si:

- časté použitia pravidla β na implikáciu, kde sa jedna vetva ihneď uzavrie;
- opakovanie jedného podstromu dôkazu.

Riešenie príkladu 5.32

Tablo pre

$$S^+ = \{T(A \rightarrow C), T(B \rightarrow C), T(C \rightarrow X), T(C \rightarrow Y), T((X \wedge Y) \rightarrow Z), \\ F((A \vee B) \rightarrow Z)\}$$

1. $\mathbf{T}(A \rightarrow C)$ S^+ 2. $\mathbf{T}(B \rightarrow C)$ S^+ 3. $\mathbf{T}(C \rightarrow X)$ S^+ 4. $\mathbf{T}(C \rightarrow Y)$ S^+ 5. $\mathbf{T}((X \wedge Y) \rightarrow Z)$ S^+ 6. $\mathbf{F}((A \vee B) \rightarrow Z)$ S^+ 7. $\mathbf{T}(A \vee B)$ $\alpha 6$ 8. $\mathbf{F}Z$ $\alpha 6$										
9. $\mathbf{F}(X \wedge Y)$ $\beta 5$										28. $\mathbf{T}Z$ $\beta 5$ * 8, 28
10. $\mathbf{T}A$ $\beta 7$					19. $\mathbf{T}B$ $\beta 7$					
11. $\mathbf{F}A$ $\beta 1$ * 10, 11	12. $\mathbf{T}C$ $\beta 1$				20. $\mathbf{F}B$ $\beta 2$ * 19, 20	21. $\mathbf{T}C$ $\beta 2$				
	13. $\mathbf{F}C$ $\beta 3$ * 12, 13	14. $\mathbf{T}X$ $\beta 3$				22. $\mathbf{F}C$ $\beta 3$ * 21, 22	23. $\mathbf{T}X$ $\beta 3$			
		15. $\mathbf{F}C$ $\beta 4$ * 12, 15	16. $\mathbf{T}Y$ $\beta 4$				24. $\mathbf{F}C$ $\beta 4$ * 21, 24	25. $\mathbf{T}Y$ $\beta 4$		
			17. $\mathbf{F}X$ $\beta 9$ * 14, 17	18. $\mathbf{F}Y$ $\beta 9$ * 16, 18				26. $\mathbf{F}X$ $\beta 9$ * 23, 26	27. $\mathbf{F}Y$ $\beta 9$ * 25, 27	

Riešenie príkladu 5.32 s modus ponens a modus tolens

1. $\mathsf{T}(A \rightarrow C)$	S^+
2. $\mathsf{T}(B \rightarrow C)$	S^+
3. $\mathsf{T}(C \rightarrow X)$	S^+
4. $\mathsf{T}(C \rightarrow Y)$	S^+
5. $\mathsf{T}((X \wedge Y) \rightarrow Z)$	S^+
6. $\mathsf{F}((A \vee B) \rightarrow Z)$	S^+
7. $\mathsf{T}(A \vee B)$	$\alpha 6$
8. $\mathsf{F}Z$	$\alpha 6$
9. $\mathsf{F}(X \wedge Y)$	MT 5, 8
<hr/>	
10. $\mathsf{T}A$ $\beta 7$	16. $\mathsf{T}B$ $\beta 7$
11. $\mathsf{T}C$ MP 1, 10	17. $\mathsf{T}C$ MP 2, 16
12. $\mathsf{T}X$ MP 3, 11	18. $\mathsf{T}X$ MP 3, 17
13. $\mathsf{T}Y$ MP 4, 11	19. $\mathsf{T}Y$ MP 4, 17
<hr/>	
14. $\mathsf{F}X$ $\beta 9$ * 12, 14	15. $\mathsf{F}Y$ $\beta 9$ * 13, 15
20. $\mathsf{F}X$ $\beta 9$ * 18, 20	21. $\mathsf{F}Y$ $\beta 9$ * 19, 21

Riešenie príkladu 5.32 s rezom, modus ponens a modus tolens

1. $\mathsf{T}(A \rightarrow C)$	S^+
2. $\mathsf{T}(B \rightarrow C)$	S^+
3. $\mathsf{T}(C \rightarrow X)$	S^+
4. $\mathsf{T}(C \rightarrow Y)$	S^+
5. $\mathsf{T}((X \wedge Y) \rightarrow Z)$	S^+
6. $\mathsf{F}((A \vee B) \rightarrow Z)$	S^+
7. $\mathsf{T}(A \vee B)$	$\alpha 6$
8. $\mathsf{F}Z$	$\alpha 6$
9. $\mathsf{F}(X \wedge Y)$	MT 5, 8
<hr/>	
10. $\mathsf{T}C$ cut	15. $\mathsf{F}C$ cut
11. $\mathsf{T}X$ MP 3, 10	16. $\mathsf{T}A$ $\beta 7$
12. $\mathsf{T}Y$ MP 4, 10	17. $\mathsf{T}C$ MP 1, 16
<hr/>	
13. $\mathsf{F}X$ $\beta 9$ * 11, 13	18. $\mathsf{T}B$ $\beta 7$
14. $\mathsf{F}Y$ $\beta 9$ * 12, 14	19. $\mathsf{F}B$ MT 2, 15
<hr/>	
	* 15, 17
	* 18, 19

Ingrediencie korektnosti a úplnosti tabiel

Všimnite si:

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

$$\frac{\alpha}{\alpha_1} \quad \frac{\alpha}{\alpha_2} \quad \frac{\beta}{\beta_1 \mid \beta_2} \quad \frac{A^+}{A^+} \quad A^+ \in S^+$$

Nech v je ľubovoľné ohodnotenie, v ktorom je pravdivá S^+ . Ak je vo v prav-

divá premisa, tak je vo v pravdivý aspoň jeden záver.

- Vďaka tejto vlastnosti zo splniteľnej množiny S^+ skonštruujeme iba splniteľné tablá.
- Netreba opačnú implikáciu (ak je vo v pravdivý aspoň jeden záver, tak je vo v pravdivá premisa).

Na dôkaz *úplnosti* stačili pravidlá (S^+) , α , β , pretože stačia na vybudovanie úplného tabla.

Nové pravidlo

Čo sa stane, ak pridáme nové pravidlo, napríklad modus ponens:

$$\frac{\mathbf{T}(X \rightarrow Y) \quad \mathbf{T}X}{\mathbf{T}Y} \quad ? \quad (\text{MP})$$

Upravíme definíciu priameho rozšírenia:

Úprava definície 5.13

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

α : ...

:

MP: Ak sa na vetve π_y nachádzajú *obe* formuly $\mathbf{T}(X \rightarrow Y)$ a $\mathbf{T}X$, tak ako jediné dieťa y pripojíme nový vrchol obsahujúci $\mathbf{T}Y$.

Nové pravidlo vs. korektnosť a úplnosť

Korektnosť tabiel s MP:

Pri dôkaze lemy K1 (5.21)

Nech S^+ je množina označených formúl v jazyku \mathcal{L} , nech \mathcal{T} je tablo pre S^+ a v je ohodnotenie pre \mathcal{L} . Ak sú S^+ a \mathcal{T} pravdivé vo v , tak je vo v pravdivé aj každé priame rozšírenie tabla \mathcal{T} .

využijeme

Tvrdenie 5.33 (Korektnosť pravidla MP). *Nech X a Y sú ľubovoľné formuly a v je ľubovoľné ohodnotenie. Ak sú vo v pravdivé $\mathbf{T}(X \rightarrow Y)$ a $\mathbf{T}X$, tak je vo v pravdivá $\mathbf{T}Y$.*

Dôkaz. Keďže $v \models_p \mathbf{T}(X \rightarrow Y)$, tak $v \models_p (X \rightarrow Y)$, teda $v \models_p X$ alebo $v \models_p Y$. Pretože ale $v \models_p \mathbf{T}X$, tak $v \models_p X$. Takže $v \models_p Y$, a teda $v \models_p \mathbf{T}Y$. \square

Dôkaz lemy K2 (5.22) a samotnej vety o korektnosti (5.17) – bez zmeny.
Úplnosť – bez zmeny, úplné tablo vybudujú základné pravidlá.

Tablové pravidlá vo všeobecnosti – problém

Zadefinovať vo všeobecnosti, čo je pravidlo a kedy je korektné, nie je také jednoduché.

Potrebuje zachytiť, že pravidlo:

- má premisy, ktoré *nejaký tvar a zdieľajú nejaké podformuly*, napr. moduls tolens (MT) má premisy $\mathbf{T}(X \rightarrow Y)$ a $\mathbf{F}Y$;
- odvodzuje z nich závery, ktoré tiež zdieľajú podformuly s premisami, napr. $\mathbf{F}X$ (alebo medzi sebou v prípade rezu).

pre všetky možné zdieľané podformuly, v našom prípade X a Y .

Tablové pravidlá vo všeobecnosti – vzor

Pravidlo sa dá predstaviť nasledovne:

Pravidlo má *vzor* – dvojicu tvorenú vzormi premís a záverov, kde spoločné podformuly predstavujú *konkrétne atómy*, napr. vzor pravidla MT:

$$\frac{\mathbf{T}(p(c) \rightarrow q(c)) \quad \mathbf{F}q(c)}{\mathbf{F}p(c)}$$

Tablové pravidlá vo všeobecnosti – inštancia

Každý konkrétny prípad — *inštancia* pravidla vznikne *substitúciou* ľubovoľných formúl za atómy vo vzore:

$$\frac{\frac{\mathbf{T}(p(c) \rightarrow q(c))[p(c)|(sedan(a) \wedge biely(a)), q(c)|kupi(B, a)]}{\mathbf{F} q(c)[p(c)|(sedan(a) \wedge biely(a)), q(c)|kupi(B, a)]}}{\mathbf{F} p(c)[p(c)|(sedan(a) \wedge biely(a)), q(c)|kupi(B, a)]}} = \frac{\mathbf{T}((sedan(a) \wedge biely(a)) \rightarrow kupi(B, a))}{\mathbf{F} kupi(B, a)} = \frac{\mathbf{F} kupi(B, a)}{\mathbf{F}(sedan(a) \wedge biely(a))}$$

Tablové pravidlá vo všeobecnosti — pravidlo

Samotné pravidlo je množina všetkých inšancií vzoru:

$$MT = \left\{ \frac{\mathbf{T}(p(c) \rightarrow q(c))[p(c)|X, q(c)|Y]}{\frac{\mathbf{F} q(c)[p(c)|X, q(c)|Y]}{\mathbf{F} p(c)[p(c)|X, q(c)|Y]}} \mid X, Y \in \mathcal{E}_{\mathcal{L}} \right\}$$

Samozrejme, *konkrétne* pravidlo vieme zapísať aj bez substitúcie:

$$MT = \left\{ \frac{\mathbf{T}(X \rightarrow Y) \quad \mathbf{F} Y}{\mathbf{F} X} \mid X, Y \in \mathcal{E}_{\mathcal{L}} \right\}$$

Tablové pravidlá vo všeobecnosti

Definícia 5.34 (Vzor tablového pravidla). Nech $n \geq 0$ a $k > 0$ sú prirodzené čísla, nech $P_1^+, \dots, P_n^+, C_1^+, \dots, C_k^+$ sú označené formuly.

Dvojicu tvorenú n -ticou (P_1^+, \dots, P_n^+) a k -ticou (C_1^+, \dots, C_k^+) a zapisovanú

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

nazývame *vzorom tablového pravidla*.

Označené formuly P_1^+, \dots, P_n^+ nazývame *vzory premís*, označené formuly C_1^+, \dots, C_k^+ nazývame *vzory záverov*.

Tablové pravidlá vo všeobecnosti

Definícia 5.35 (Tablové pravidlo a jeho inštancia). Nech

$$\frac{P_1^+ \quad \dots \quad P_n^+}{C_1^+ \quad \dots \quad C_k^+}$$

je vzor tablového pravidla a a_1, \dots, a_m sú všetky atómy, ktoré sa vyskytujú v označených formulách $P_1^+, \dots, P_n^+, C_1^+, \dots, C_k^+$.

Tablové pravidlo R je množina

$$R = \left\{ \frac{P_1^+_{[a_1|X_1, \dots, a_m|X_m]} \quad \dots \quad P_n^+_{[a_1|X_1, \dots, a_m|X_m]}}{C_1^+_{[a_1|X_1, \dots, a_m|X_m]} \quad \dots \quad C_k^+_{[a_1|X_1, \dots, a_m|X_m]}} \mid X_1, \dots, X_m \in \mathcal{E}_{\mathcal{L}} \right\},$$

Každý prvok množiny R nazývame *inštanciou* pravidla R .

Nové pravidlá vo všeobecnosti

Keď už vieme, čo je pravidlo, môžeme povedať, kedy je korektné:

Definícia 5.36 (Tablové pravidlo a jeho korektnosť). Tablové pravidlo R je *korektné* vtt pre každú inštanciu pravidla R

$$\frac{P_1^+ \quad \dots \quad P_n^+}{C_1^+ \quad \dots \quad C_k^+}$$

a pre každé ohodnotenie v platí, že ak sú vo v pravdivé *všetky* premisy P_1^+, \dots, P_n^+ , tak je vo v pravdivý *niektorý* záver C_1^+, \dots, C_k^+ .

Nové pravidlá vo všeobecnosti

Úprava definície 5.13

...

- ...
- Nech \mathcal{T} je tablo pre S^+ a y je nejaký jeho list. Potom tablom pre S^+ je aj každé *priame rozšírenie* \mathcal{T} ktorýmkoľvek z pravidiel:

⋮

R: Ak sa pre nejakú inštanciu pravidla R

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

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^+ .

Príklad: korektnosť rezu

To, že rez

$$\frac{}{TX \mid FX}$$

je korektné pravidlo, dokážeme veľmi ľahko:

Tvrdenie 5.37 (Korektnosť pravidla rezu). *Nech X je ľubovoľná formula a v je ľubovoľné ohodnotenie. Potom je vo v pravdivý niektorý zo záverov pravidla rezu TX alebo FX .*

Dôkaz. Formula X je vo v buď pravdivá alebo nepravdivá. V prvom prípade $v \models_p TX$. V druhom prípade $v \models_p FX$. Teda v oboch prípadoch platí, že vo v je pravdivý niektorý zo záverov TX alebo FX pravidla rezu. \square

Príklad: zložitejšie pravidlá

Príklady zložitejších pravidiel:

- Viacnásobné pravidlá β :

$$\frac{T(A_1 \vee A_2 \vee \dots \vee A_n)}{TA_1 \mid TA_2 \mid \dots \mid TA_n} \qquad \frac{F(A_1 \wedge A_2 \wedge \dots \wedge A_n)}{FA_1 \mid FA_2 \mid \dots \mid FA_n}$$

- Pravidlo konštruktívnej dilemy:

$$\frac{TP \rightarrow Q \quad TR \rightarrow S \quad TP \vee R}{TQ \mid TS}$$

Zistite, či sú tieto pravidlá korektné.

6. prednáška

SAT solvery

Prednáša: Ján Mazák

Časti tejto prednášky sa netreba učiť na skúšku, slúžia len na ilustráciu historických či vecných súvislostí a rozšírenie všeobecného prehľadu. Sú označené slovom „*informatívne*“ na slajde alebo v názve podkapitoly.

6 SAT solvery

6.1 Problém výrokovologickej splniteľnosti (SAT)

Problém SAT

Definícia 6.1 (Problém SAT). *Problémom výrokovologickej splniteľnosti (SAT)* je problém určenia toho, či je daná množina výrokovologických formúl splniteľná.

- Zvyčajne sa redukuje na problém splniteľnosti *klauzálnej* teórie (teda formuly v CNF).
- *SAT solver* je program, ktorý rieši problém SAT.

Príklad 6.2. Nech a, b, c sú predikátové atómy. Nech $S = \{(a \vee b), (a \vee \neg b), (\neg a \vee b), (\neg a \vee \neg b \vee \neg c), (\neg a \vee c)\}$. Je množina klauzúl S splniteľná?

Problém SAT

Súvisiace problémy:

- AllSAT — nájsť všetky ohodnotenia, pre ktoré je formula splnená
- #SAT — zistiť počet ohodnotení, pre ktoré je formula splnená
- MaxSAT — zistiť najväčší možný počet klauzúl formuly v CNF, ktoré je možné splniť súčasne

- weighted MaxSAT — klauzuly majú rôznu váhu a maximalizujeme súčet váh splnených klauzúl
- 3-SAT — klauzuly majú ≤ 3 literály (NP-ťažké)
- 2-SAT — klauzuly majú ≤ 2 literály (P)

Problém SAT

Praktické využitie:

- verifikácia hardvéru (Intel i7)
- verifikácia softvéru (Windows 7 device drivers)
- manažment softvérových závislostí (Eclipse plugins, Python Conda)
- konfigurácia produktov (Daimler)
- bioinformatika, kryptológia
- expertné systémy, letová kontrola, rozvrhovanie, ...

História (*informatívne*)

- výrazný pokrok v rokoch 1996–2001, keď sa SAT solvery stali dostatočne rýchle pre praktické využitie
- od r. 2002 každoročne SAT Competition
- o.i. kategória „Glucose hack“ — modifikácia existujúceho solvera nesmie presiahnuť 1000 znakov
- desiatky SAT solverov s otvoreným zdrojovým kódom
- 2013+ SAT *configuration* competition: pre obmedzený okruh vstupov možno dosiahnuť zrýchlenie typicky 2–10× (4,5× pre verifikáciu hardvéru)

6.2 Výpočtová zložitosť: teória a prax (informatívne)

Výpočtová zložitosť — teória

- *zložitosť algoritmu* — počet krokov výpočtu ako funkcia veľkosti vstupu n (nezávisí od hardvéru)
- *zložitosť problému* — zložitosť optimálneho algoritmu riešiaceho daný problém; je známa len veľmi výnimočne, napr. triedenie porovnávaním je $O(n \log n)$
- zložitosť porovnáваме za predpokladu n idúceho do nekonečna

Výpočtová zložitosť — teória

- od cca 1970 problémy delíme na „ľahké“ (známy polynomiálny algoritmus, trieda P) a „ťažké“ (nik nepozná polynomiálny algoritmus, triedy NP, PSPACE...)
- veľa ťažkých problémov patrí do NP: riešenie je možné overiť v polynomiálnom čase
- napriek rozsiahlemu výskumu vôbec nevieme, či $P \neq NP$
- niektoré problémy sú nerozhodnuteľné (vieme dokázať, že nemôže existovať algoritmus)

Výpočtová zložitosť — prax

- 2^n je lepšie ako n^{100} (ale ak sme na niečo našli polynomiálny algoritmus, zväčša sme do pár rokov našli aj prakticky použiteľný polyn. algoritmus)
- asymptotické porovnávanie ignoruje konštanty, a tie sú niekedy podstatné (napr. v quicksorte sa nepoužíva lineárny algoritmus na hľadanie mediánu)
- teoreticky najlepšie algoritmy neraz nie sú implementované — sú výhodné len pre obrovské vstupy (ktoré sa možno ani nezmestia do pamäte)

- hardvér je neraz dôležitejší ako algoritmus (hodinky dnes majú viac výkonu ako niekdajšie superpočítače)
- niekedy je podstatný špecializovaný hardvér (napr. Bitcoin mining, AI)

Výpočtová zložitosť — prax

- strojový čas je lacnejší ako ľudský; komplexita alg. prináša chyby
- niekedy využívame pravdepodobnostné algoritmy, ktoré napr. negarantujú čas behu v najhoršom prípade, ale „takmer vždy“ sú rýchle
- NP-úplné problémy sú teoreticky ekvivalentné, ale v praxi výrazne odlišné (edge colouring vs. circular edge colouring)
- algoritmy s veľkou zložitosťou občas fungujú prekvapivo dobre, najmä ak sú doplnené efektívnymi heuristikami
- klasická teória zložitosti nezohľadňuje nerovnomernú distribúciu vstupov vyskytujúcich sa v praxi
- pre problém splniteľnosti sú praktické vstupy aj 10–100× väčšie, než naznačuje teória

Problém SAT

- prvý problém s dokázanou NP-úplnosťou
- teoretická zložitosť najlepších algoritmov cca 1.3^n v najhoršom prípade
- ale v praxi riešiteľný pre tisíce až milióny premenných/atómov

6.3 Algoritmy na riešenie problému splniteľnosti

História (*informatívne*)

- hrubá sila (tabuľka všetkých ohodnotení)
- backtracking
- DPLL [1960]
- CDCL (conflict-driven clause learning) [1996]
- watched literals [2001]
- VSIDS heuristic [2001]
- VSIDS combined with machine learning [Maple 2016+]

Tabuľková metóda

Tabuľková metóda:

- Skúma *všetky* ohodnotenia predikátových atómov
- Trvá $O(s \cdot 2^n)$ krokov,
 - n je počet atómov a s je súčet veľkostí klauzúl
 - 2^n ohodnotení, pre každé treba zistiť, či sú všetky klauzuly pravdivé
- Zaberá priestor $O(k \cdot 2^n)$
 - k je počet klauzúl
 - Pamätáme si (píšeme na papier) celú tabuľku
- Tabuľka slúži *aj* ako dôkaz prípadnej nesplniteľnosti
 - kratší dôkaz nesplniteľnosti než kompletný záznam činnosti algoritmu riešiaceho SAT zatiaľ nemáme
 - ak by existoval dôkaz s polynomiálnou dĺžkou, bolo by $NP = coNP$

6.4 Backtracking

Naivný backtracking v Pythone

```
#!/usr/bin/env python3
```

```
class Sat(object):
    def __init__(self, n, clauses):
        self.n, self.clauses, self.solution = n, clauses, None
    def checkClause(self, v, c):
        return any( ( v[abs(lit)] if lit > 0 else not v[abs(lit)] )
                    for lit in c )
    def check(self, v):
        return all( self.checkClause(v, cl) for cl in self.clauses )
    def solve(self, i, v):
        if i >= self.n: # ohodnotili sme vsetky atomy
            if self.check(v):
                self.solution = v
                return True
            return False
        for b in [True, False]:
            v[i] = b
            if self.solve(i+1, v):
                return True
        return False
Sat(20, [[]]).solve(0, {})
```

Čas: $O(s \cdot 2^n)$, priestor: $O(s+n)$;

n – počet atómov,

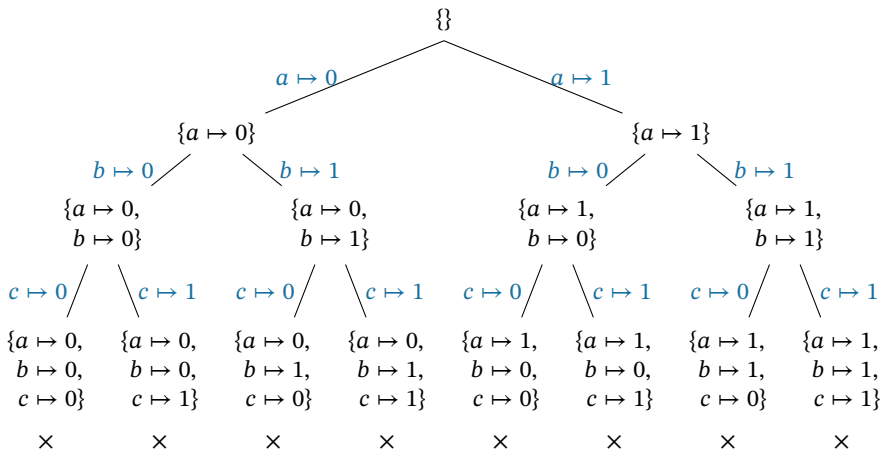
s – súčet veľkostí klauzúl

Strom prehľadávania ohodnotení

$S = \{(a \vee b), (a \vee \neg b), (\neg a \vee b), (\neg a \vee \neg b \vee \neg c), (\neg a \vee c)\}$

\times znamená $\not\models_p S$

$f := 0, t := 1$



Priebežné vyhodnocovanie klauzúl

Strom ohodnotení:

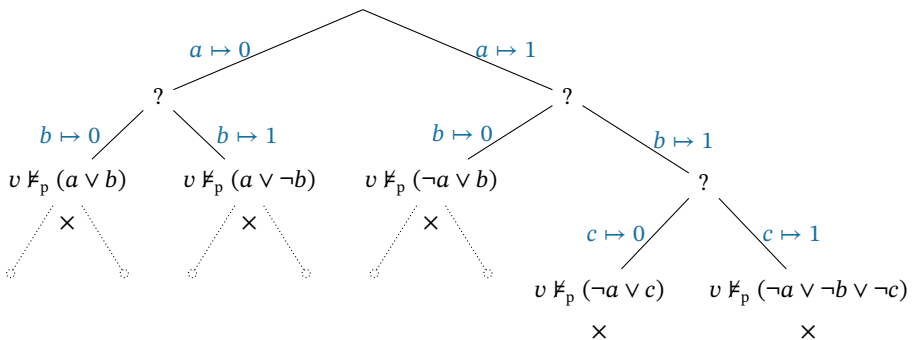
- List — ohodnotenie všetkých premenných
- Každý uzol — čiastočné ohodnotenie
- Ohodnotenie v uzle je *rozšírením* ohodnotenia v rodičovi
- Niektoré klauzuly sa dajú vyhodnotiť aj v čiastočnom ohodnotení
 - V čiastočnom ohodnotení $v = \{a \mapsto 0, b \mapsto 1\}$ sa dá určiť pravdivosť $(a \vee b)$, $(a \vee \neg b)$, $(\neg a \vee b)$ z našej S
- Ak nájdeme nepravdivú, môžeme hneď „backtracknúť“ — zastaviť prehľadávanie vetvy a vrátiť sa o úroveň vyššie
 - V čiastočnom ohodnotení $v = \{a \mapsto 0, b \mapsto 0\}$ je nepravdivá $(a \vee b)$ z S

Prehľadávanie s priebežným vyhodnocovaním

$S = \{(a \vee b), (a \vee \neg b), (\neg a \vee b), (\neg a \vee \neg b \vee \neg c), (\neg a \vee c)\}$

\times znamená $v \not\models_p S$

? znamená zatiaľ žiadna nepravdivá klauzula



Zjednodušenie množiny klauzúl podľa literálu

Nech v je čiastočné ohodnotenie, v ktorom $v(a) = 1$.

V každom rozšírení ohodnotenia v :

- sú pravdivé klauzuly obsahujúce a
 - $\{a \mapsto 1, \dots\} \models_p (a \vee b)$
 - $\{a \mapsto 1, \dots\} \models_p (a \vee \neg b)$
- je pravdivá klauzula $(\ell_1 \vee \dots \vee \neg a \vee \dots \vee \ell_n)$ obsahujúca $\neg a$ vtt je pravdivá *zjednodušená* klauzula $(\ell_1 \vee \dots \vee \dots \vee \ell_n)$
 - $\{a \mapsto 1, \dots\} \models_p (\neg a \vee \neg b \vee \neg c)$ vtt $\{a \mapsto 1, \dots\} \models_p (\neg b \vee \neg c)$

Takže množinu S môžeme *zjednodušiť*:

- klauzuly s a môžeme *vynechať*;
- klauzuly s $\neg a$ môžeme *zjednodušiť*.

Zjednodušenie množiny klauzúl podľa literálu

Množinu klauzúl

$$S = \{(a \vee b), (a \vee \neg b), (\neg a \vee b), (\neg a \vee \neg b \vee \neg c), (\neg a \vee c)\}$$

môžeme *zjednodušiť podľa* $a \mapsto 1$ na

$$S|_{a \mapsto 1} = \{ \quad b, \quad (\neg b \vee \neg c), \quad c \}.$$

Analogicky môžeme S zjednodušiť podľa $a \mapsto 0$ na

$$S|_{a \mapsto 0} = \{ \quad b, \quad \neg b \quad \}.$$

Zjednodušenie množiny klauzúl podľa literálu

Definícia 6.3. Nech P je predikátový atóm, S je množina klauzúl, (t, f) je dvojica pravdivostných hodnôt. Potom definujeme

$$S|_P \mapsto f = \{(\ell_1 \vee \dots \vee \dots \vee \ell_n) \mid (\ell_1 \vee \dots \vee P \vee \dots \vee \ell_n) \in S\} \\ \cup \{C \mid C \in S, \text{ v } C \text{ sa nevyskytuje } P \text{ ani } \neg P\}$$

$$S|_P \mapsto t = \{(\ell_1 \vee \dots \vee \dots \vee \ell_n) \mid (\ell_1 \vee \dots \vee \neg P \vee \dots \vee \ell_n) \in S\} \\ \cup \{C \mid C \in S, \text{ v } C \text{ sa nevyskytuje } P \text{ ani } \neg P\}$$

$$S|_{\neg P} \mapsto t = S|_P \mapsto f$$

$$S|_{\neg P} \mapsto f = S|_P \mapsto t$$

Tvrdenie 6.4. Nech P je predikátový atóm, S je množina klauzúl, (t, f) dvojica pravdivostných hodnôt. Nech $b \in \{t, f\}$ a v je ohodnotenie také, že $v(P) = b$. Potom $v \models_p S$ vtt $v \models_p S|_P \mapsto b$.

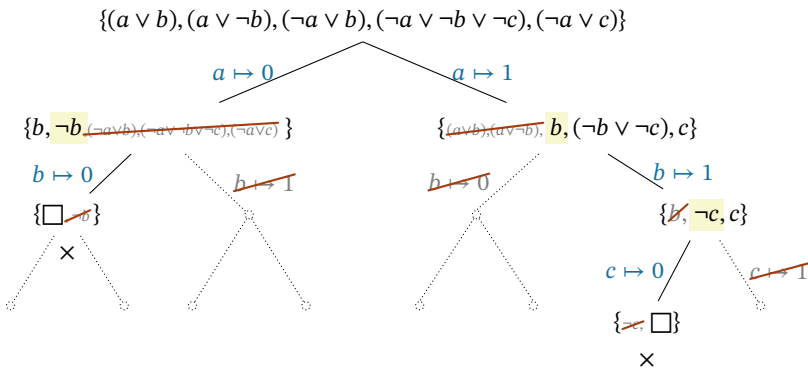
Propagácia jednotkových klauzúl

Nech $T = \{(a \vee \neg b), (a \vee b \vee c)\}$. Začnime zjednodušením podľa $a \mapsto 0$:

- $T' := T|_{a \mapsto 0} = \{\neg b, (b \vee c)\}$
 - $\neg b$ – jednotková klauzula (unit clause) alebo iba unit
 - T' spĺňajú iba ohodnotenia v , kde $v(b) = 0$
 - Takže T' zjednodušíme podľa $b \mapsto 0$
- $T'' := T'|_{b \mapsto 0} = \{c\}$
 - c – jednotková klauzula
 - T'' spĺňajú iba ohodnotenia v , kde $v(c) = 1$
 - Takže T'' zjednodušíme podľa c
- $T''' := T''|_{c \mapsto 1} = \{\}$ prázdna, pravdivá v hocijakom ohodnotení.
Podľa tvrdenia 6.4:
 - T'' je pravdivá v každom ohodnotení, kde $v(c) = 1$.
 - T' je pravdivá v každom ohodnotení, kde $v(b) = 0, v(c) = 1$.
 - T je pravdivá v ohodnotení $v = \{a \mapsto 0, b \mapsto 0, c \mapsto 1\}$.

Prehľadávanie so zjednodušovaním klauzúl unit propagation

Propagácia jednotkových klauzúl (unit propagation) je proces opakovaného rozširovania ohodnotení podľa jednotkových klauzúl a zjednodušovania.



Eliminácia nezmiešaných literálov

Všimnime si literál P v množine klauzúl:

$$T = \{(\neg a \vee \neg b \vee c), (\neg a \vee P), (\neg b \vee P), a, b, \neg c\}$$

Literál P je *nezmiešaný* (angl. *pure*) v T : P sa vyskytuje v T , ale jeho komplement $\neg P$ sa tam nevyskytuje.

Nech $T' := T|_P \mapsto 1 = \{(\neg a \vee \neg b \vee c), a, b, \neg c\}$

- Ak nájdeme ohodnotenie $v \models_p T'$, tak $v_0 := v[P \mapsto 0]$ aj $v_1 := v[P \mapsto 1]$ sú modelmi T' a v_1 je navyše modelom T , teda T je splniteľná.
- Ak je T' nesplniteľná, tak je nesplniteľná každá jej nadmnožina, teda aj T .

Z hľadiska splniteľnosti sú klauzuly obsahujúce P nepodstatné. Stačí uvažovať $T|_P \mapsto 1$.

Eliminácia nezmiešaných literálov

Definícia 6.5. Nech P je predikátový atóm. Komplementom literálu P je $\neg P$. Komplementom literálu $\neg P$ je P .

Komplement literálu ℓ označujeme $\bar{\ell}$.

Definícia 6.6. Nech ℓ je literál a S je množina klauzúl. Literál ℓ je *nezmiešaný* (*pure*) v S vtt ℓ sa vyskytuje v niektorej klauzule z S , ale jeho komplement $\bar{\ell}$ sa nevyskytuje v žiadnej klauzule z S .

Tvrdenie 6.7. Nech ℓ je literál a S je množina klauzúl. Ak ℓ je nezmiešaný v S , tak S je splniteľná vtt $S|_{\ell \mapsto 1}$ je splniteľná.

6.5 DPLL a sledované literály

DPLL

Algoritmus 6.8 (Davis and Putnam [1960], Davis et al. [1962]).

- 1: **def** DPLL(Φ, v):
- 2: **if** Φ obsahuje prázdnu klauzulu:
- 3: **return** False

```

4:   if  $v$  ohodnocuje všetky atómy:
5:     return True
6:   while existuje jednotková (unit) klauzula  $\ell$  vo  $\Phi$ :
7:      $\Phi, v = \text{UNIT-PROPAGATE}(\ell, \Phi, v)$ 
8:   while existuje nezmiešaný (pure) literál  $\ell$  vo  $\Phi$ :
9:      $\Phi, v = \text{PURE-LITERAL-ASSIGN}(\ell, \Phi, v)$ 
10:   $x = \text{CHOOSE-BRANCH-ATOM}(\Phi, v)$ 
11:  return  $\text{DPLL}(\Phi|_x \mapsto t, v(x \mapsto t))$  or  $\text{DPLL}(\Phi|_x \mapsto f, v(x \mapsto f))$ 

```

Technika sledovaných literálov (watched literals)

Aby sme nemuseli zjednodušovať množinu klauzúl:

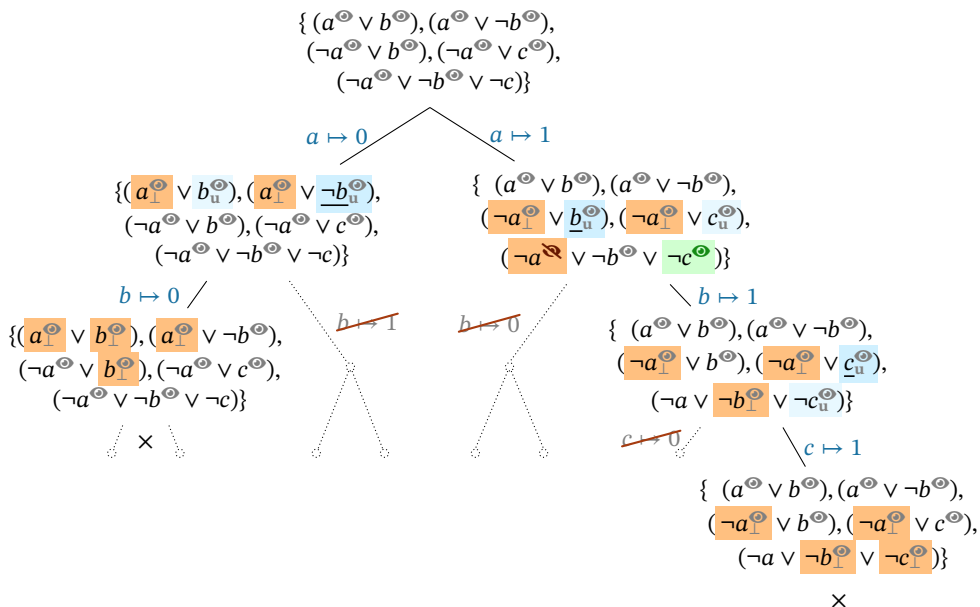
- Pre každú klauzulu vyberieme 2 *sledované literály*.
 $(\neg a^{\odot} \vee \neg b^{\odot} \vee \neg c)$
- Sledovaný literál musí byť *nenastavený* alebo *true*, ak sa to dá.
- Ak sa sledovaný literál stane *true*: nič nemusíme robiť.
 $\{a \mapsto 0\} \quad (\neg a^{\odot} \vee \neg b^{\odot} \vee \neg c)$
- Ak sa sledovaný literál stane *false*: musíme nájsť iný.
 $\{a \mapsto 1\} \quad (\neg a^{\odot} \vee \neg b^{\odot} \vee \neg c^{\odot})$
 Ak iný nie je, práve sme vyrobili jednotkovú klauzulu
 (všetky literály okrem druhého sledovaného sú *false*),
 $\{a \mapsto 1, b \mapsto 1\} \quad (\neg a \vee \neg b^{\odot} \vee \neg c^{\odot})$
 alebo spor (aj druhý sledovaný je už *false*).
 $\{a \mapsto 1, b \mapsto 1, c \mapsto 0\} \quad (\neg a^{\odot} \vee \neg c^{\odot})$
- Keď backtrackujeme: nič nemusíme robiť (možno sa niektoré sledované literály stanú *nenastavenými*).

Technika sledovaných literálov (watched literals)

- netreba v každom kroku prepisovať skúmanú formulu
- pri unit propagation máme priamo odkaz na relevantné klauzuly, nemusíme prepisovať všetky ani hľadať ich vo formule

- žiadna práca pri kroku naspäť
- pre 3-SAT sa ušetrí len málo, preto preferovaná veľkosť klauzúl je výrazne viac ako 3 (dosiahne sa predspracovaním vstupu)
- nezlepšuje asymptotickú zložitosť, ale veľmi užitočné v praxi

Prehľadávanie s unit propagation a sledovaním

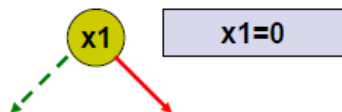


6.6 CDCL

CDCL — conflict-driven clause learning

Step 1

$x1 + x4$
 $x1 + x3' + x8'$
 $x1 + x8 + x12$
 $x2 + x11$
 $x7' + x3' + x9$
 $x7' + x8 + x9'$
 $x7 + x8 + x10'$
 $x7 + x10 + x12'$

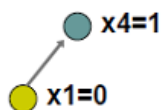
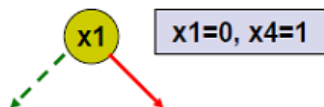


● $x1=0$

(žltá — rozhodnutie, šedá — unit propagation)

Step 2

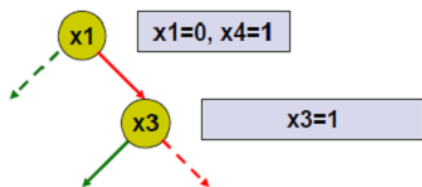
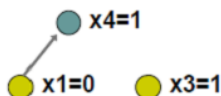
$x1 + x4$
 $x1 + x3' + x8'$
 $x1 + x8 + x12$
 $x2 + x11$
 $x7' + x3' + x9$
 $x7' + x8 + x9'$
 $x7 + x8 + x10'$
 $x7 + x10 + x12'$



(žltá — rozhodnutie, šedá — unit propagation)

Step 3

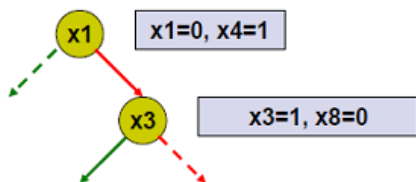
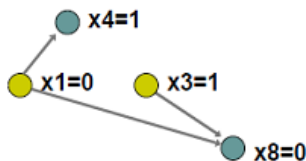
$x1 + x4$
 $x1 + x3' + x8'$
 $x1 + x8 + x12$
 $x2 + x11$
 $x7' + x3' + x9$
 $x7' + x8 + x9'$
 $x7 + x8 + x10'$
 $x7 + x10 + x12'$



(žltá — rozhodnutie, šedá — unit propagation)

Step 4

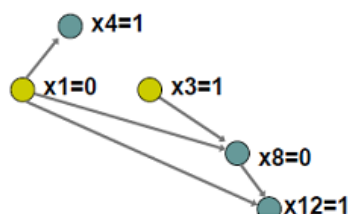
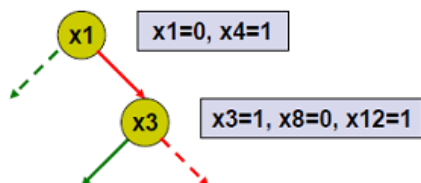
$x1 + x4$
 $x1 + x3' + x8'$
 $x1 + x8 + x12$
 $x2 + x11$
 $x7' + x3' + x9$
 $x7' + x8 + x9'$
 $x7 + x8 + x10'$
 $x7 + x10 + x12'$



(žltá — rozhodnutie, šedá — unit propagation)

$x1 + x4$
 $x1 + x3' + x8'$
 $x1 + x8 + x12$
 $x2 + x11$
 $x7' + x3' + x9$
 $x7' + x8 + x9'$
 $x7 + x8 + x10'$
 $x7 + x10 + x12'$

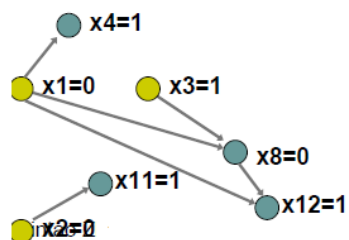
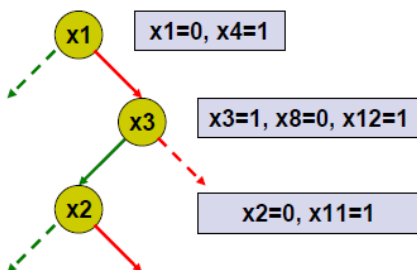
Step 5



(žltá — rozhodnutie, šedá — unit propagation)

$x1 + x4$
 $x1 + x3' + x8'$
 $x1 + x8 + x12$
 $x2 + x11$
 $x7' + x3' + x9$
 $x7' + x8 + x9'$
 $x7 + x8 + x10'$
 $x7 + x10 + x12'$

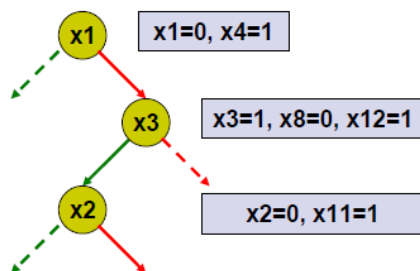
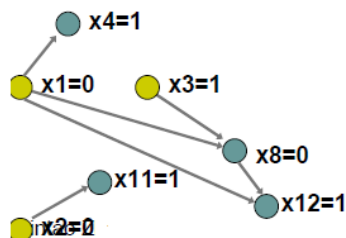
Step 7



(žltá — rozhodnutie, šedá — unit propagation)

$x1 + x4$
 $x1 + x3' + x8'$
 $x1 + x8 + x12$
 $x2 + x11$
 $x7' + x3' + x9$
 $x7' + x8 + x9'$
 $x7 + x8 + x10'$
 $x7 + x10 + x12'$

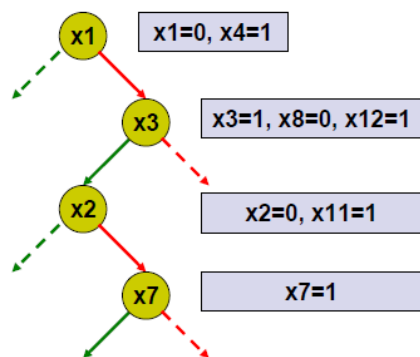
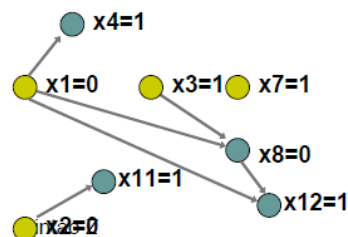
Step 8



(žltá — rozhodnutie, šedá — unit propagation)

$x1 + x4$
 $x1 + x3' + x8'$
 $x1 + x8 + x12$
 $x2 + x11$
 $x7' + x3' + x9$
 $x7' + x8 + x9'$
 $x7 + x8 + x10'$
 $x7 + x10 + x12'$

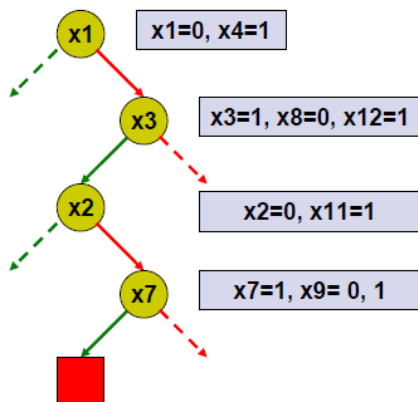
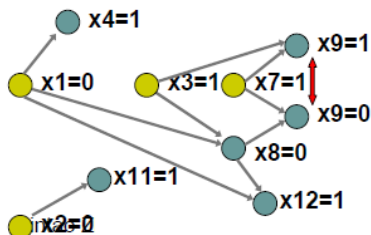
Step 9



(žltá — rozhodnutie, šedá — unit propagation)

$x1 + x4$
 $x1 + x3' + x8'$
 $x1 + x8 + x12$
 $x2 + x11$
 $x7' + x3' + x9$
 $x7' + x8 + x9'$
 $x7 + x8 + x10'$
 $x7 + x10 + x12'$

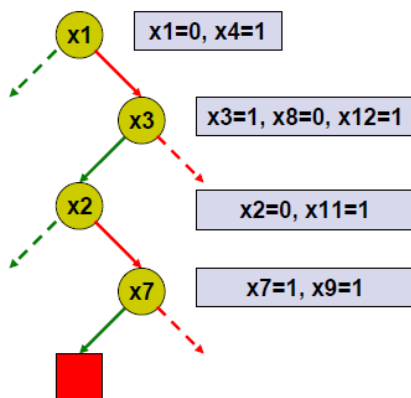
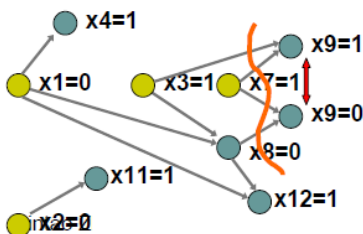
Step 10



(Žltá — rozhodnutie, šedá — unit propagation)

$x1 + x4$
 $x1 + x3' + x8'$
 $x1 + x8 + x12$
 $x2 + x11$
 $x7' + x3' + x9$
 $x7' + x8 + x9'$
 $x7 + x8 + x10'$
 $x7 + x10 + x12'$

Step 11

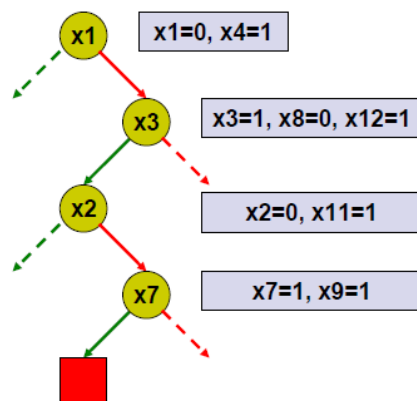
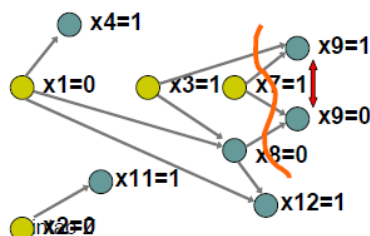


$x3=1 \wedge x7=1 \wedge x8=0 \rightarrow \text{conflict}$

Uvedený rez nie je jediný, mohli by sme pridať $x_1 \vee \neg x_3 \vee \neg x_7$.

$x_1 + x_4$
 $x_1 + x_3' + x_8'$
 $x_1 + x_8 + x_{12}$
 $x_2 + x_{11}$
 $x_7' + x_3' + x_9$
 $x_7' + x_8 + x_9'$
 $x_7 + x_8 + x_{10}'$
 $x_7 + x_{10} + x_{12}'$

Step 13



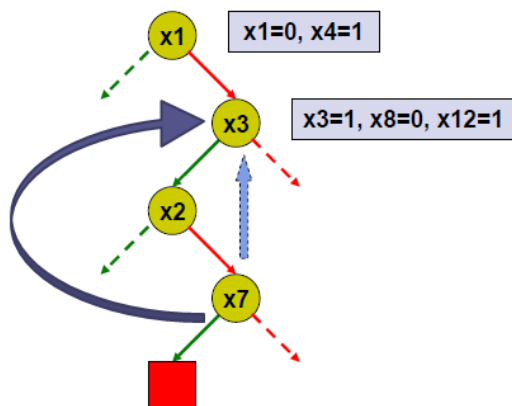
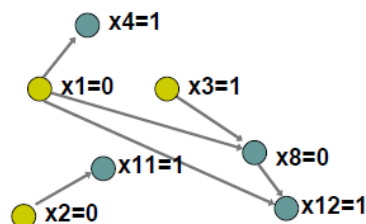
$x_3=1 \wedge x_7=1 \wedge x_8=0 \rightarrow \text{conflict}$

Add conflict clause: $x_3' + x_7' + x_8$

Uvedený rez nie je jediný, mohli by sme pridať $x_1 \vee \neg x_3 \vee \neg x_7$.

$x_1 + x_4$
 $x_1 + x_3' + x_8'$
 $x_1 + x_8 + x_{12}$
 $x_2 + x_{11}$
 $x_7' + x_3' + x_9$
 $x_7' + x_8 + x_9'$
 $x_7 + x_8 + x_{10}'$
 $x_7 + x_{10} + x_{12}'$
 $x_3' + x_8 + x_7'$

Step 14

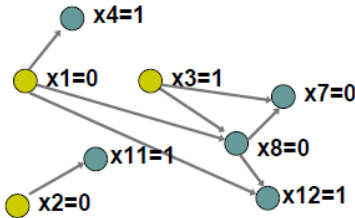
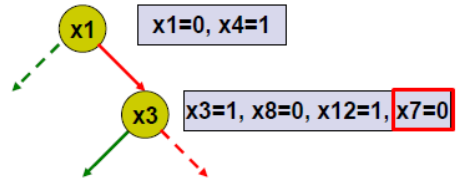


Backtrack to the decision level of $x_3=1$:
 $x_7 = 0$

Návrat do bodu, kde pridaná klauzula vynúti ohodnotenie jednej doteraz neohodnotenej premennej (čo zabráni vzniku tohto konfliktu kdekoľvek v podstrome).

$x1 + x4$
 $x1 + x3' + x8'$
 $x1 + x8 + x12$
 $x2 + x11$
 $x7' + x3' + x9$
 $x7' + x8 + x9'$
 $x7 + x8 + x10'$
 $x7 + x10 + x12'$
 $x3' + x8 + x7'$

Step 15



By Tamkin04iut - asdf, CC BY-SA 3.0, <https://commons.wikimedia.org/w/index.php?curid=25662956>

CDCL — conflict-driven clause learning

- vytvárame implikačný graf
- keď nájdeme konflikt, zvolíme rez oddeľujúci rozhodnutia od konfliktu a odvodíme novú klauzulu, ktorá konfliktu predchádza (*learning*); ak je takých rezov viac, heuristikou niektorý vyberieme
- vrátime sa k predposlednému z rozhodnutí, ktoré viedli ku konfliktu (nie chronologicky — preskočíme rozhodnutia o literáloch nesúvisiacich s konfliktom)

CDCL — conflict-driven clause learning (*informatívne*)

Problémy (viac v [Zhang]):

- exponenciálne veľa klauzúl, ktoré takto možno odvodiť; ktoré si pamätať a ako dlho? riešenie: rôzne heuristiky, aktívna oblasť výskumu (Kruger et al. [2022])
- čas výpočtu má distribúciu s ťažkým chvostom (fat-tailed — pre niektoré postupnosti rozhodnutí trvá výpočet výrazne dlhšie ako pre iné)

riešenie: občasný reštart backtrackingu (napr. „Luby restarts“, založené na štatistickej analýze náhodných procesov)

Ako vybrať nasledujúci literál? (*informatívne*)

- voľba literálu pre ďalšie rozhodnutie má výrazný efekt na čas výpočtu
- heuristika VSIDS: „additive bumping, multiplicative decay“
- pre každý literál počítame počet jeho výskytov v odvodených klauzulách (t.j. konfliktoch)
- periodicky toto skóre predelíme konštantou (zdôrazníme tak nedávno naučené klauzuly)
- prekvapivo efektívne, využíva sa vo mnohých súčasných solveroch
- heuristika LRB [Maple 2016]: reinforcement learning (multi-armed bandit problem)
- pravidelné prepínanie medzi VSIDS a LRB

6.7 Ďalšie aspekty (*informatívne*)

Predspracovanie

- všetky moderné SAT solvery venujú značnú pozornosť predspracovaniu formuly
- počet premenných je zvyčajne podstatnejší ako veľkosť formuly
- rezolvenciou možno znížiť počet klauzúl (ale narastie ich veľkosť)
- rezolvenciou možno znížiť počet premenných (ale výrazne narastie počet klauzúl)
- poradie klauzúl nemá zásadný vplyv na dĺžku výpočtu
- redundantné klauzuly môžu pomôcť

Predspracovanie

- desiatky rôznych techník, často doménovo špecifických
- napr. neúplné BDD reprezentácie umožňujú získať klauzuly, ktoré nemožno odvodiť počas CDCL
- cryptominisat akceptuje XOR-klauzuly a pri predspracovaní sa na ne díva ako na sústavu lineárnych rovníc nad \mathbb{Z}_2 a používa Gaussovú elimináciu
- pri „ľahkých“ inštanciách môže predspracovanie zabráť viac času než následné riešenie, treba nájsť vhodný kompromis
- v niektorých prípadoch zase predspracovanie zvyšuje dobu následného riešenia

Vstupné formuly

- niektoré problémy prirodzene vedú skôr k disjunktívnej normálnej forme, štandardný algoritmus úpravy potom vytvára exponenciálne veľkú CNF
- riešenie: ekvisplniteľné formuly (*equisatisfiable*)

$$\bigvee_i (a_i \wedge b_i \wedge c_i)$$

$$\left(\bigvee_i z_i \right) \wedge \bigwedge_i [(\overline{z_i} \vee a_i) \wedge (\overline{z_i} \vee b_i) \wedge (\overline{z_i} \vee c_i)]$$

(nie ekvivalentné, lebo sú tam premenné navyše, ale jedna je splniteľná práve vtedy, keď druhá)

Neúplné solvery

- šanca na rýchle objavenie ohodnotenia, v ktorom je formula pravdivá
- neúplné solvery negarantujú dôkaz nesplniteľnosti

- založené na heuristikách (random walks, genetic algorithms, simulated annealing...)
- úspešné využitie metód štatistickej fyziky (napr. survey propagation pre 3-SAT), lebo náhodný SAT vykazuje podobné správanie (*threshold, clustering*)
- automatizované plánovanie: bežne kombinácia neúplného a úplného solvera

Ďalšie aspekty

- existujúce solvery nie sú dobre paralelizovateľné: vedia použiť mnoho vlákien, ale s otáznym efektom (ak chceme riešiť niekoľko vstupných inštancií, je lepšie riešiť každú v osobitnom vlákne)
- solvery sú konfigurovateľné (lingeling: 300 parametrov); na optimalizáciu na úzkej triede vstupov možno použiť strojové učenie
- zmeny parametrov vedú typicky k zrýchleniu 2–10×

6.8 Verifikácia hardvéru (*informatívne*)

Ukážka aplikácie SAT solverov

- verifikácia hardvéru je azda najvýznamnejšia oblasť využitia — bez moderných procesorov nevieme robiť žiadne iné výpočty
- softvér sa vymení ľahko, vymieňať hardvér je prakticky nemožné alebo neekonomické; nedá sa opraviť časť procesora
- pri desiatkach miliónov tranzistorov nemáme inú dostatočne výkonnú alternatívu

Metódy verifikácie hardvéru a softvéru

1. Simulácia

- užitočná, ale nič nezaručuje

- je ťažké až nemožné zachytiť všetky možné stavy, v ktorých sa má systém používať

2. Formálna verifikácia

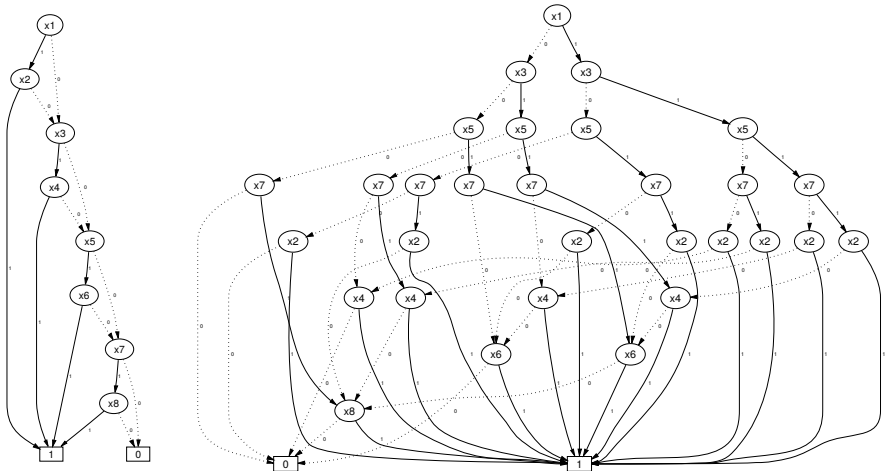
- v princípe úplný matematický dôkaz správnosti
- nedá sa použiť pre fyzickú vrstvu, ale ideálna pre logickú
- používa sa zriedka — drahá a vyžaduje vysokú odbornosť
- atómové elektrárne, vesmírne lety, veľké série procesorov

Verifikácia hardvéru

- ekvivalencia boolovských výpočtových okruhov (napr. po optimalizácii)
- dôkaz invariantov
- *safety*: is a state reachable?
- *liveness*: is a state T always reached after S ?

Binary decision diagrams (BDDs)

$$f(x_1, \dots, x_8) = x_1x_2 + x_3x_4 + x_5x_6 + x_7x_8$$



Verifikácia hardvéru: BDDs

- využívané desaťročia
- nevýhody:
 - poradie premenných musí byť vo všetkých vetvách rovnaké
 - poradie má významný efekt na veľkosť diagramu
 - diagramy môžu byť exponenciálne veľké

Bounded model checking (BMC)

- vyjadrenie verifikačných problémov cez splniteľnosť výrokovologických formúl [Biere et al. 1999]
- rozvineme k krokov výpočtu, skontrolujeme neporušenosť invariantov, zvýšime k
- vyjadrenie v CNF, ráta sa SAT solvermi
- riešiteľné vstupy: 0.4M premenných, 7M klauzúl [2004]

6.9 Kombinatorické problémy (*informatívne*)

Kombinatorické problémy

- pre mnoho problémov v diskkrétnej matematike je SAT solver jediné v súčasnosti použiteľné riešenie
- pre určité problémy sú špecializované solvery rýchlejšie (napr. TSP)
- pre riešiteľné inštancie sú neraz rýchlejšie špecifické heuristiky
- SAT solverom sa darí výborne, ak počet premenných rastie s veľkosťou problému lineárne (napr. farbenia grafov)

3-edge-colouring of cubic graphs

Rôzne spôsoby vyjadrenia regulárnosti hranového 3-farbenia pre graf, ktorý má všetky vrcholy stupňa 3:

1. incidentné hrany majú navzájom rôzne farby
2. v každom vrchole je každá farba použitá na práve jednej hrane
3. farby hrán incidentných s každým jedným vrcholom tvoria trojicu z povoleného pevného zoznamu trojíc
4. formula založená na combinatorial nullstellensatz

3-edge-colouring of cubic graphs

- $O(n)$ premenných, $O(n)$ klauzúl, veľkosť formuly $O(n)$
- čas výpočtu pre rôzne solvery a ich konfigurácie computation time: nízka variácia, cca 4x
- voľne koreluje s veľkosťou formuly
- všetky možnosti fungujú lepšie ako formulácia cez ILP (integer linear programming) a riešenie GLPK či Gurobi
- pre grafy do 50–100 vrcholov vyhráva backtracking (najmä ak sú za-farbitel'né)
- SAT solvery fungujú aj pre tisíce vrcholov
- absencia krátkych kružníc v grafe (čiže lokálne vyzerá ako strom) predlžuje výpočet

Hamiltonovské kružnice

1. premenné $x_{v,i}$ — true ak v je i -ty vrchol kružnice
2. každá pozícia na kružnici má priradený vrchol
3. žiadne dva vrcholy nemajú priradenú tú istú pozíciu

4. každý vrchol je použitý najviac raz
5. každé dva po sebe idúce vrcholy na kružnici sú spojené hranou
 - $O(n^2)$ premenných, $O(n^3)$ klauzúl!
 - pre kubické grafy funguje po 40–50 vrcholov, podobne ako backtracking
 - ak má byť redukcia na SAT naozaj efektívna, potrebujeme lineárne veľa premenných

Hamiltonovské kružnice

- hamiltonovská kružnica je súvislý 2-faktor (podgraf s vrcholmi stupňa práve 2)
- pomocou boolovskej formuly možno stupeň vrcholu ľahko popísať lokálne
- CNF s veľkosťou $O(n)$
- stačí overiť súvislosť každého 2-faktora — AllSAT
- málo dostupných solverov: clasp, BDD_MINISAT_ALL
- pre skúmané grafy rýchlejšie ako redukcia na SAT, ale počet 2-faktorov rastie exponenciálne
- pre kubické grafy funguje do cca 40 vrcholov (milióny 2-faktorov)

AllSAT

- z každého SAT solvera možno spraviť AllSAT solver (stačí po každom nájdenom riešení pridať na vstup klauzulu, ktorá ho zakazuje)
- neefektívne, klauzuly objavené CDCL zakaždým zahodíme, keď na-novo štartuje výpočet po objavení riešenia
- vstupná formula narastá príliš rýchlo (napr. pre cryptominisat možno takto realisticky nájsť desaťtisíce riešení, ale nie milióny)
- iná možnosť: obmedziť skoky pre non-chronological backtracking

AIISAT

- doteraz najlepšie riešenie: *formula-BDD caching* [Toda 2015]
- dá sa pridať k akémukoľvek backtrackingu, ak vopred zafixujeme poradie premenných
- zruší prínosy VSIDS (vyberáme si len hodnotu, nie premennú, ktorú ideme ohodnotiť)
- BDD_MINISAT_ALL je náročný na pamäť, ale ako jediný dokáže pracovať s miliardami riešení
- prekvapivo vie v niektorých prípadoch dokázať nespľniteľnosť rýchlejšie ako SAT solvery

Literatúra

Martin Davis and Hillary Putnam. A computing procedure for quantification theory. *J. Assoc. Comput. Mach.*, 7:201–215, 1960.

Martin Davis, George Logemann, and Donald Loveland. A machine program for theorem-proving. *Communications of the ACM*, 5(7):394–397, 1962.

T. Kruger et al. Too much information: Why CDCL solvers need to forget learned clauses. *Plos One*, 2022. <https://www.ncbi.nlm.nih.gov/pmc/articles/PMC9417043/>.

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.

L. Zhang. SAT-Solving: From Davis-Putnam to Zchaff and beyond. [Online] https://www.inf.ed.ac.uk/teaching/courses/propm/papers/Zhang/sat_course1.pdf, https://www.inf.ed.ac.uk/teaching/courses/propm/papers/Zhang/sat_course2.pdf, https://www.inf.ed.ac.uk/teaching/courses/propm/papers/Zhang/sat_course3.pdf.