

8. prednáška

ARGUMENTÁCIA

Úvodné poznámky

- Argumentácia patrí medzi dôležité aspekty ľudskej inteligencie. Integrálnou súčasťou rôznych profesionálnych aktivít je porovnávanie a analyzovanie argumentácie, hľadanie jej kľúčových zložiek, ktoré sú dôležité pre jej dôkaz alebo vyvrátenie.
- V súčasnej anglosaskej kultúre existuje už dlhodobá tradícia pestovať argumentáciu v rámci rétoriky a teoretických základov právnych vied, kde sú študované formálne základy argumentácie, t. j. ako je reprezentovaný argument, čo je protiargument k danému argumentu, ako sa vytvára proti-protiargument, aká je závislosť medzi argumentom a protiargumentom, a pod.

- Teória argumentácie sa do nedávna rozvíjala nezávisle od logiky, jej pojmového a argumentačného aparátu; bola vytváraná na filozofujúcej fenomenologickej úrovni, pričom poznatky logiky boli zväčša ignorované.
- V priebehu ostatných 20-30 rokov bol tento tradicionalistický fenomenologický prístup nahradený aplikáciami metód matematickej logiky, ktoré tvoria efektívny rámec pre vznik logickej teórie argumentácie. Môžeme konštatovať, že moderná teória argumentácie je aplikácia matematickej logiky k špecifikácii a analýze jednotlivých pojmov, techník a metód argumentácie. Tento prístup umožňuje v rámci matematickej logiky študovať teóriu argumentácie ako aplikovanú logickú disciplínu.

Čo je argument?

Pod *argumentom* budeme rozumieť logickú štruktúru, ktorá obsahuje:

- poznatkovú databázu (*podporu*) reprezentovanú množinou formúl $\Phi = \{\varphi_1, \varphi_2, \dots, \varphi_n\} \subseteq \Delta$, kde univerzálna množina $\Delta = \{\varphi, \varphi', \dots\}$ obsahuje formuly, ktoré nie sú kontradikcie, pričom sa nepožaduje, aby táto množina bola konzistentná,
- *metódu inferencie*, pomocou ktorej zostrojíme pomocou formúl z podpory Φ
- *záver* α

Inferenciu môžeme formálne vyjadriť pomocou schémy

$$\frac{\varphi_1, \varphi_2, \dots, \varphi_n}{\alpha}$$

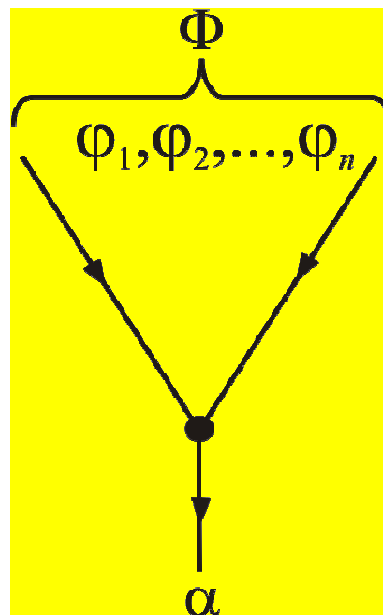
V hornej časti tejto schémy sú predpoklady a v dolnej časti je záver. Typ inferencie môže byť veľmi rôznorodý, napr. deduktívna inferencia, analogická inferencie, abdukcia, indukcia a pod. ***Budeme zaoberať len klasickou deduktívnou inferenciou, ktorá je založená na zásadách klasickej výrokovej logiky.*** To znamená, že naša východisková pozícia pri konštrukcii teórie usudzovania je, že deduktívna schéma usudzovania, ktorú môžeme stotožniť s nejakou schémou usudzovania prirodzenej dedukcie. Môžeme teda konštatovať, že záver α je logickým dôsledkom predpokladov z množiny Φ , $\Phi \vdash \alpha$.

Definícia. *Argument* je usporiadaná dvojica $A = (\Phi, \alpha)$, kde $\Phi \subseteq \Delta$ je podmnožina formúl z Δ , ktorá vyhovuje podmienkam:

- (1) $\Phi \not\vdash \perp$ (podmienka konzistentnosti),
- (2) $\Phi \vdash \alpha$ (z podmnožiny Φ logicky vyplýva formula α),
- (3) Φ je minimálna množina vyhovujúca podmienke (2) (stačí, ak odstránime jeden prvok podmnožiny Φ a prestane platiť podmienka $\Phi \vdash \alpha$).

Formula α sa nazýva *dôsledok* argumentu a podmnožina Φ sa nazýva *podpora* (support) argumentu.

Schematické znázornenie argumentu



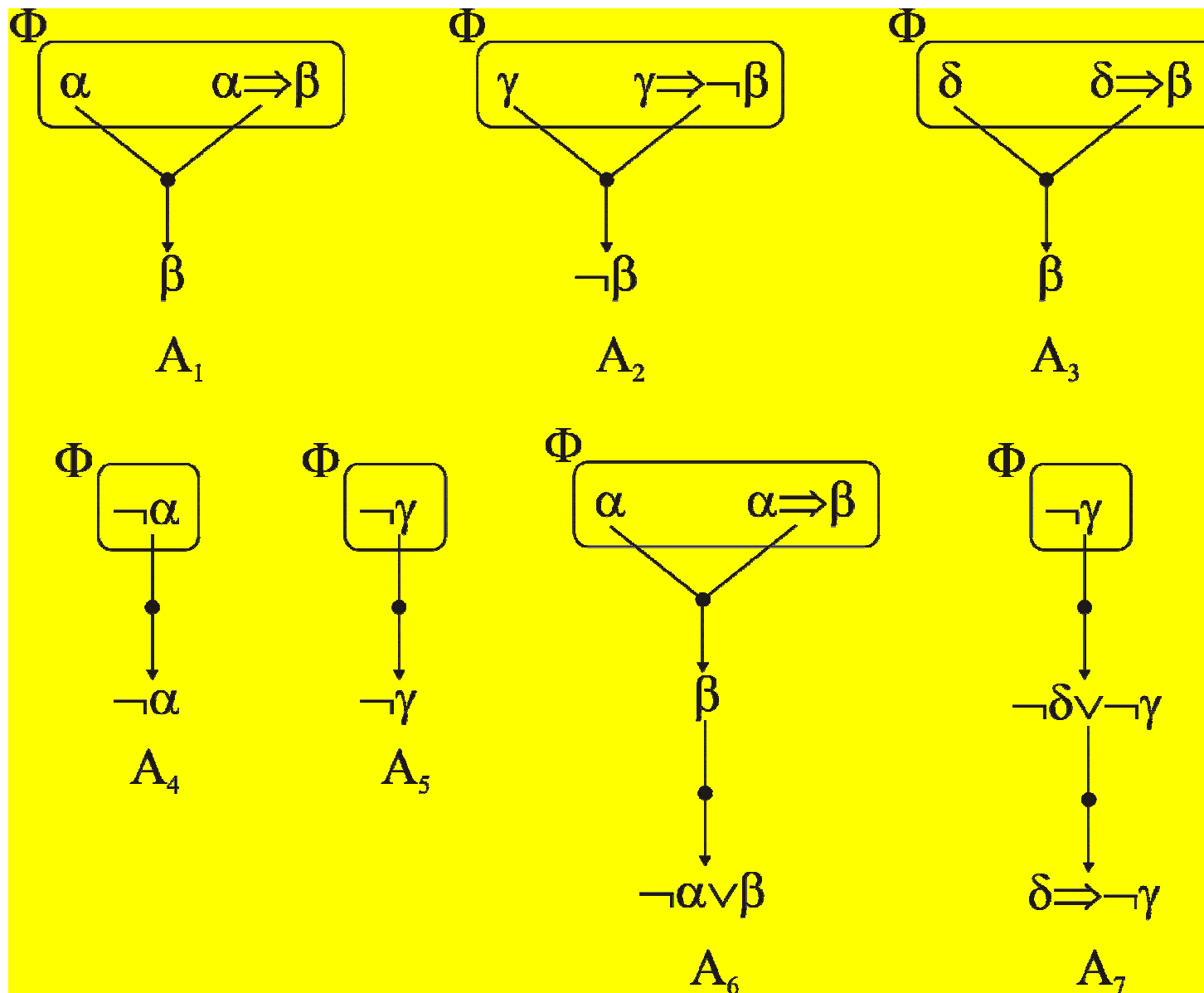
V hornej časti diagramu sú uvedené východiskové predpoklady argumentu (konzistentná podpora argumentu), v dolnej časti diagramu je uvedený dôsledok (výsledná formula) α , ktorý je odvodený pomocou zásad prirodzenej dedukcie výrokovej logiky (táto postupnosť operácií prirodzenej logiky je reprezentovaná šípkami idúcimi zhora nadol).

Príklad

Nech $\Delta = \{\alpha, \alpha \Rightarrow \beta, \gamma \Rightarrow \neg\beta, \gamma, \delta, \delta \Rightarrow \beta, \neg\alpha, \neg\gamma\}$, potom nad touto množinou formúl môžeme definovať tieto argumenty:

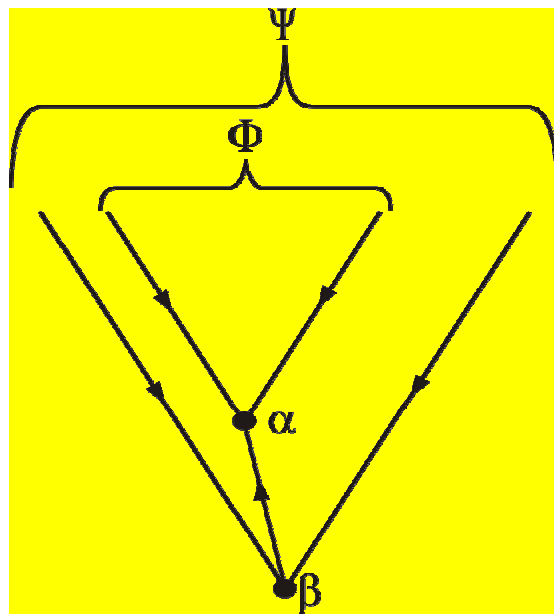
- $A_1 = (\{\alpha, \alpha \Rightarrow \beta\}, \beta)$
- $A_2 = (\{\gamma \Rightarrow \neg\beta, \gamma\}, \neg\beta),$
- $A_3 = (\{\delta, \delta \Rightarrow \beta\}, \beta),$
- $A_4 = (\{\neg\alpha\}, \neg\alpha),$
- $A_5 = (\{\neg\gamma\}, \neg\gamma),$
- $A_6 = (\{\alpha, \alpha \Rightarrow \beta\}, \neg\alpha \vee \beta),$
- $A_7 = (\{\neg\gamma\}, \delta \Rightarrow \neg\gamma).$

.



Definícia. Hovoríme, že argument $A = (\Phi, \alpha)$ je *konzervatívnejší* ako argument $A' = (\Psi, \beta)$, čo zapisujeme ako $A = (\Phi, \alpha) \leq A' = (\Psi, \beta)$, vtedy a len vtedy, ak $\Phi \subseteq \Psi$ a $\beta \vdash \alpha$.

Hovoríme, že konzervatívnejší argument $A = (\Phi, \alpha)$ má všeobecnejší charakter ako argument $A' = (\Psi, \beta)$, kladie menšie požiadavky na podporu a menej špecifický na dôsledok α .



Schematické znázornenie vzťahu konzervatívnosti medzi dvoma argumentmi $A = (\Phi, \alpha)$ a $A' = (\Psi, \beta)$.

Príklad

Majme dva argumenty

$$A = \left(\underbrace{\{p, p \Rightarrow q\}}_{\Phi}, \underbrace{q}_{\alpha} \right) \text{ a } A' = \left(\underbrace{\{p, p \Rightarrow q, q \Rightarrow r\}}_{\Psi}, \underbrace{q \wedge r}_{\beta} \right),$$

pričom platí $\underbrace{q \wedge r}_{\beta} \vdash \underbrace{q}_{\alpha}$. Pretože platí $\Phi \subseteq \Psi$ a $\beta \vdash \alpha$, argument A je konzervatívnejší

ako argument A' . Túto skutočnosť môžeme alternatívne vyjadriť takto

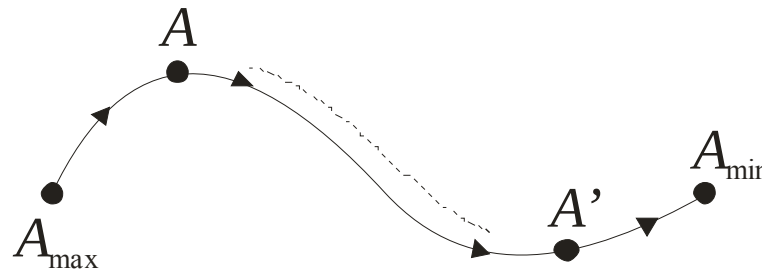
$$\left. \begin{array}{l} (\{p, p \Rightarrow q\}, q) \\ \{q, q \Rightarrow r\} \vdash r \wedge q \end{array} \right\} \Rightarrow (\{p, p \Rightarrow q, q \Rightarrow r\}, r \wedge q)$$

t. j. rozšírením argumentu $A = (\{p, p \Rightarrow q\}, q)$ o ďalší člen $q \Rightarrow r$ dostaneme nový argument $A' = (\{p, p \Rightarrow q, q \Rightarrow r\}, r \wedge q)$, potom argument A je konzervatívnejší ako argument A' .

Definícia. Argumenty (Φ, α) a (Ψ, β) sú *ekvivalentné* vtedy a len vtedy, ak množiny Φ a Ψ sú rovné a formuly α a β sú ekvivalentné.

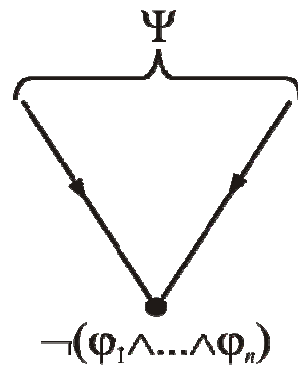
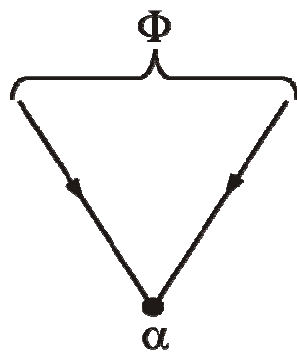
Veta. Argumenty (Φ, α) a (Ψ, β) sú *ekvivalentné* $(A \sim A')$ vtedy a len vtedy, ak $(\Phi, \alpha) \leq (\Psi, \beta)$ a $(\Psi, \beta) \leq (\Phi, \alpha)$.

- Argument A_{max} sa nazýva *maximálne konzervatívny argument*, keď neexistuje taký argument, ktorý by bol konzervatívnejší vzhľadom k argumentu A .
- Argument A_{min} sa nazýva *minimálne konzervatívny argument*, keď neexistuje taký argument, ktorý by bol menej konzervatívnejší vzhľadom k argumentu A .

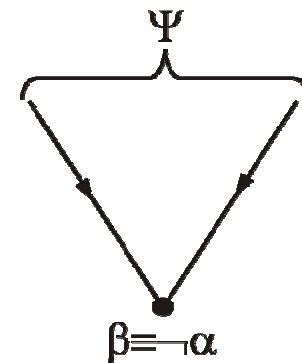
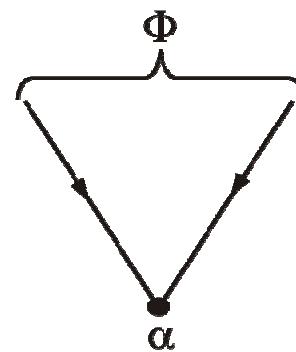


Diagramatická reprezentácia maximálne konzervatívneho argumentu (A_{max}) a minimálne konzervatívneho argumentu (A_{min}), ktoré sú usporiadané takto: $A_{max} \leq A \leq \dots \leq A' \leq A_{min}$. Dva argumenty A a A' sú spojené orientovanou hranou práve vtedy, ak $A \leq A'$ (spoje, ktoré sú dôsledkom tranzitivity relácie $\leq$ sa neuvádzajú).

- Centrálnu pozíciu v teórii argumentácie má pojem konfliktu medzi dvoma argumentmi.
- V „klasickej“ teórii argumentácie sa tieto konflikty medzi argumentmi študujú pomocou relácie, ktorá je definovaná ako podmnožina karteziánskeho súčinu množiny všetkých možných argumentov so sebou samým. Jedná sa o formálny „fenomenologický“ prístup, ktorý ignoruje vnútornú štruktúru argumentov založenú na deduktívnej výrokovej logike.
- V našom postupe použijeme „nefenomenologický“ prístup k štúdiu konfliktov medzi argumentmi, ktorý využíva ich vnútornú logicko-výrokovú štruktúru.



A (spochybnenie)



B (vyvrátenie)

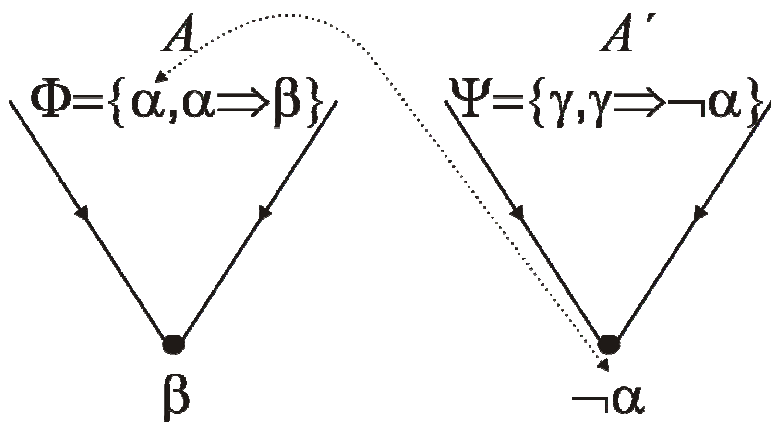
- Diagram A reprezentuje konflikt pomocou **spochybnenia** (ang. *undercut*), kde argument (Ψ, β) spochybňuje argument (Φ, α) tak, že záver β je kontradikciou aspoň s jedným predpokladom argumentu (Φ, α) .
- Diagram B reprezentuje konflikt pomocou **vyvrátenia** (angl. *rebuttal*), kde argument (Ψ, β) je v konflikte s argumentom (Φ, α) tak, že záver β je v kontradikcii so záverom α , $\beta \equiv \neg\alpha$.

Definícia.

- (1) Hovoríme, že argument (Ψ, β) *spochybňuje* argument (Φ, α) práve vtedy, ak $\beta \equiv \neg(\varphi_1 \wedge \dots \wedge \varphi_n)$, pre $\{\varphi_1, \dots, \varphi_n\} \subseteq \Phi$.
- (2) Hovoríme, že argument (Ψ, β) *vyvráčia* argumentu (Φ, α) práve vtedy, ak $\beta \equiv \neg\alpha$.

Príklad

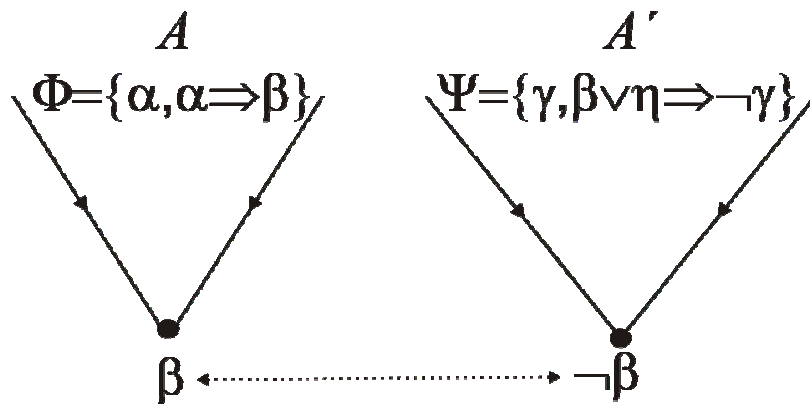
Nech univerzálna množina poznatkov má tvar $\Delta = \{\alpha, \alpha \Rightarrow \beta, \gamma, \gamma \Rightarrow \neg\alpha\}$, z tejto množiny vytvoríme dva argumenty $A = (\{\alpha, \alpha \Rightarrow \beta\}, \beta)$ a $A' = (\{\gamma, \gamma \Rightarrow \neg\alpha\}, \neg\alpha)$. Môžeme povedať, že argument $A' = (\{\gamma, \gamma \Rightarrow \neg\alpha\}, \neg\alpha)$ spochybňuje argument $A = (\{\alpha, \alpha \Rightarrow \beta\}, \beta)$, pretože záver $\neg\alpha$ argumentu A' atakuje podporu $\Phi = \{\alpha, \alpha \Rightarrow \beta\}$ argumentu $A = (\{\alpha, \alpha \Rightarrow \beta\}, \beta)$.



Schematické znázornenie konfliktu –
spochybnenia medzi argumentmi
A a A'.

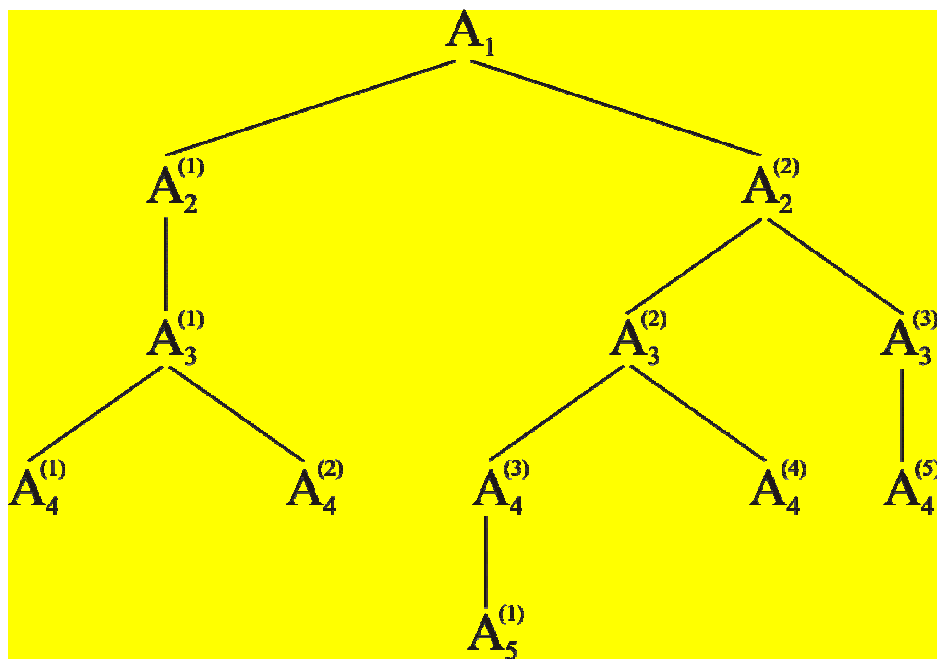
Príklad

Nech univerzálna množina poznatkov má tvar $\Delta = \{\alpha, \alpha \Rightarrow \beta, \gamma, \beta \vee \eta \Rightarrow \neg\gamma\}$, z tejto množiny vytvoríme dva argumenty $A = (\{\alpha, \alpha \Rightarrow \beta\}, \beta)$ a $A' = (\{\gamma, \beta \vee \eta \Rightarrow \neg\gamma\}, \neg\beta)$. Pre úplnosť znázorníme pomocou prirodzenej dedukcie odvodenie záveru $\neg\beta$ pre argument A' .



Schematické znázornenie konfliktu –
vyvrátenia medzi argumentmi A a A'.

Stromy argumentácie



Vrcholom *argumentačného stromu* je počiatkový argument A_1 . V nasledujúcej vrstve (idúc zhora nadol) sú umiestnené *protiargumenty* vzhľadom k počiatkovému argumentu, ktoré sú realizované buď pomocou spochybnení alebo vyvrátení počiatkového argumentu. V nasledujúcej (tretej) vrstve sú umiestnené *proti-protiargumenty* vzhľadom k protiargumentom z druhej vrstvy, ktoré sú taktiež realizované buď pomocou spochybnení alebo vyvrátení protiargumentov.

Príklad

Nech $\Delta = \{r, s, \neg p, (\neg r \Rightarrow \neg p) \Rightarrow \neg q, (p \Rightarrow s) \Rightarrow q\}$. Z tejto univerzálnej databázy poznatkov vytvoríme tieto argumenty

$$A_1 = (\{r, (\neg r \Rightarrow \neg p) \Rightarrow \neg q\}, \neg q),$$

$$A_2^{(1)} = (\{s, (p \Rightarrow s) \Rightarrow q\}, q),$$

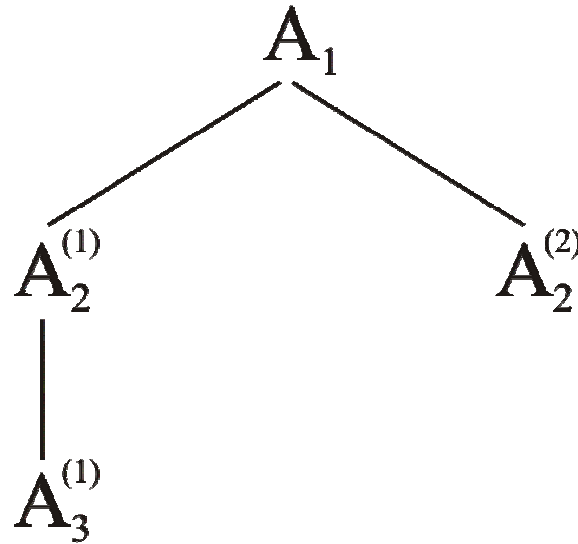
$$A_2^{(2)} = (\{s, (p \Rightarrow s) \Rightarrow q, (\neg r \Rightarrow \neg p) \Rightarrow \neg q\}, \neg(p \Rightarrow r)),$$

$$A_3^{(1)} = (\{\neg p, (\neg r \Rightarrow \neg p) \Rightarrow \neg q\}, \neg q).$$

Pre každý argument zostrojíme príslušné schéma usudzovania prirodzenej dedukcie, pomocou ktorého z predpokladov argumentu uvedených v zložených zátvorkách zostrojíme dôsledok

Prirodzená dedukcia pre odvodenie záverov argumentov

argument A_1	argument $A_2^{(1)}$	argument $A_2^{(2)}$	argument $A_3^{(1)}$
r $(\neg r \Rightarrow \neg p) \Rightarrow \neg q$ $r \vee \neg p$ $\neg r \Rightarrow \neg p$ $\neg q$	s $(p \Rightarrow s) \Rightarrow q$ $\neg p \vee s$ $p \Rightarrow s$ q	s $(p \Rightarrow s) \Rightarrow q$ $(\neg r \Rightarrow \neg p) \Rightarrow \neg q$ $\neg p \vee s$ $p \Rightarrow s$ q $q \Rightarrow \neg(\neg r \Rightarrow \neg p)$ $\neg(\neg r \Rightarrow \neg p)$ $\neg(p \Rightarrow r)$	$\neg p$ $(\neg r \Rightarrow \neg p) \Rightarrow \neg q$ $r \vee \neg p$ $\neg r \Rightarrow \neg p$ $\neg q$

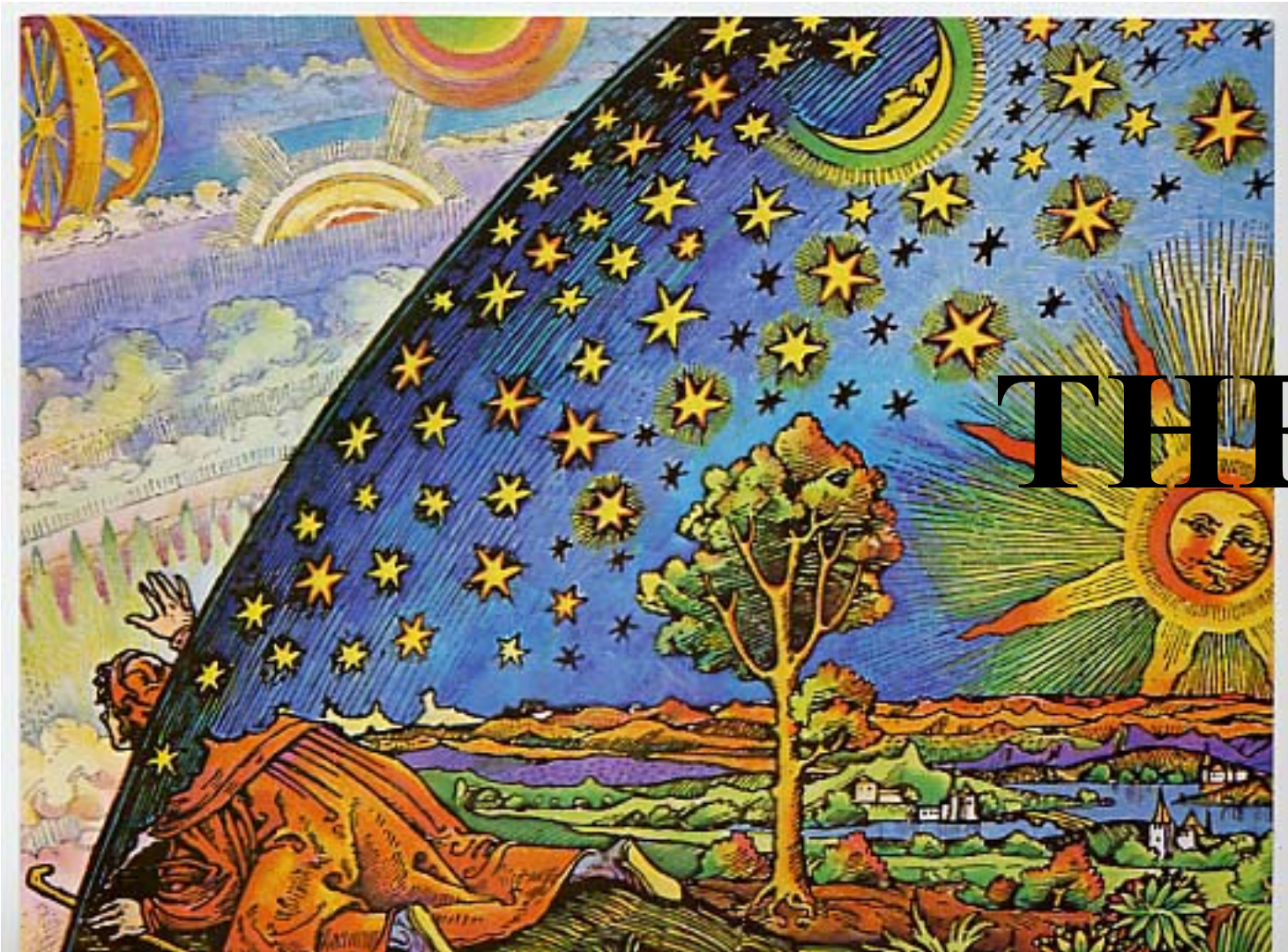


Koreňom tohto stromu je argument A_1 , protiargumenty vzhľadom k tomuto koreňovému argumentu sú argumenty z druhej vrstvy stromu $A_2^{(1)}$ a $A_2^{(2)}$. V tretej vrstve máme jeden argument $A_3^{(1)}$, ktorý je protiargument $A_2^{(1)}$ a proti-protiargument koreňového argumentu A_1 . Poznamenajme, že argument $A_2^{(1)}$ je vyvrátením argumentu A_1 , argument $A_2^{(2)}$ je spochybnením argumentu A_1 . Konečne, argument $A_3^{(1)}$ je spochybnením argumentu $A_2^{(1)}$.

Akým spôsobom ukončiť konštrukciu stromu argumentácie? Opakovaním rovnakých sledov argumentov môžeme zväčšovať veľkosť stromu argumentácie do ľubovoľnej veľkosti. Použijeme konvenciu (heuristiku), že *v danom slede – ceste argumentov (v strome argumentácie) sa nesmú opakovať argumenty*. Použitím tejto jednoduchej podmienky dostaneme, že *veľkosť stromu argumentácie je konečná*.

Závery

- Výroková logika poskytuje teórii argumentácii efektívny formálny prostriedok na vybudovanie formálnej teórii argumentácii, kde pôvodne fenomenologické pojmy sú teraz interpretované pomocou jazyka výrokovej logiky.
- Teória argumentácie v tejto podobe sa stáva súčasťou aplikovanej matematickej logiky. Jej špekulatívny (fenomenologický) tvar je v súčasnosti nahradený technikami matematickej logiky. Umožňuje konštrukciu argumentov, pre danú databázu poznatkov (podporu) vytvoriť závery, ktoré sú ich logickým dôsledkom, čo bolo pre klasický prístup k argumentácii možné len vo veľmi ohraničenej miere.



THE END

Cammile Flammarion (1988)