

# První přednáška

NAIL062 Výroková a predikátová logika

---

Jakub Bulín (KTIML MFF UK)

Zimní semestr 2023

## Cesta k jistému úspěchu u zkoušky<sup>2</sup>

- Studujte **průběžně (každý týden)**, a průběžně také **testujte své znalosti**: umíte sami **napsat(!)** definici, větu, důkaz?
- Před každou přednáškou alespoň zběžně projděte příslušné sekce v **Zápiscích z přednášky**. Ty obsahují vše, co po vás bude vyžadováno.<sup>1</sup> Snažte se pochopit smysl definic a tvrzení.
- Po každé přednášce si skripta **podrobně přečtěte**. Pokud něčemu nebudete rozumět, využijte konzultačních hodin.
- Snažte se zúčastnit všech přednášek, pokud nemůžete, včas se materiál doučte, případně využijte konzultačních hodin.
- Ujistěte se, že rozumíte nejen myšlenkám, ale umíte pracovat i s **formalizmem**: ten je neoddělitelnou součástí logiky.
- Stejnou pozornost věnujte i přípravě na **cvičení**.

---

<sup>1</sup>Nedoporučujeme učit se primárně podle slidů! Mnoho detailů v nich chybí.

<sup>2</sup>Podrobnosti o zkoušce včas upřesníme. Základní formát i většina otázek ale pravděpodobně zůstanou stejné, viz loňské **informace o zkouškách**.

## Program

- úvod do logiky
- neformální představení výrokové a predikátové logiky
- syntaxe výrokové logiky

## Materiály

**Zápisky z přednášky**, Kapitola 1 a Sekce 2.1 z Kapitoly 2

# KAPITOLA 1: ÚVOD DO LOGIKY

---

## Dvě definice:

1. soubor principů, které jsou základem uspořádání prvků nějakého systému (např. počítačového programu, elektronického zařízení, komunikačního protokolu)
2. věda o uvažování prováděném podle striktních pravidel zachovávajících platnost

**V informatice obojí:** daný systém nejprve *formálně popíšeme*, a poté o něm *formálně uvažujeme* (automaticky!), tj. odvozujeme *platné inference* za použití nějakého *dokazovacího systému*

Filozofie → Matematika → Teoretická informatika →

## Aplikovaná informatika

- logic programming
- discrete optimization (SAT solving, scheduling, planning)
- database theory
- verification (software, hardware, protocol)
- automated reasoning and proving
- knowledge-based representation
- artificial intelligence

## 1.1 Výroková logika

---

## Příklad ze života: Hledání pokladu

Při hledání pokladu jsme narazili na rozcestí dvou chodeb. Víme, že na konci každé chodby je buď poklad, nebo drak, ale ne obojí.

Trpaslík nám řekl, že:

- *“Alespoň jedna z těchto dvou chodeb vede k pokladu”,* a že
- *“První chodba vede k drakovi.”*

Je známo, že trpaslíci buď vždy mluví pravdu, nebo vždy lžou. Kterou cestou se máme vydat?



# Výroky neformálně

**Výrok** je tvrzení, kterému lze přiřadit pravdivostní hodnotu:

**pravdivý** (*True*, 1), nebo **lživý** (*False*, 0)

**Prvovýroky** (**atomické výroky**, **výrokové proměnné**) zkombinované pomocí logických spojek a závorek do **složených výroků**:

“(Trpaslík lže,) *právě když* (druhá chodba vede k drakovi.)”

$\neg$  “neplatí X”, *negace*

$\wedge$  “X a Y”, *konjunkce*

$\vee$  “X nebo Y”, *disjunkce* (není exkluzivní)

$\rightarrow$  “pokud X, potom Y”, *implikace* (čistě logická)

$\leftrightarrow$  “X, právě když Y”, *ekvivalence*

# Formalizace ve výrokové logice

Volba množiny prvovýroků: bity informace popisující daný systém

$p_1 = \text{"Poklad je v první chodbě."}$

$p_2 = \text{"Poklad je ve druhé chodbě."}$

(Co nejmenší, např. hodnota  $t = \text{"Trpaslík mluví pravdu."}$  je jednoznačně určená hodnotami  $\mathbb{P} = \{p_1, p_2\}$ .)

- *Poklad nebo drak, ale ne obojí:* zakódované do volby  $\mathbb{P}$  (přítomnost draka je absence pokladu)
- *"První chodba vede k drakovi."*  $\Leftrightarrow \neg p_1$
- *"Alespoň jedna z chodeb vede k pokladu."*  $\Leftrightarrow p_1 \vee p_2$
- *Trpaslík buď mluví pravdu, nebo lže:*

$$\varphi = (\neg p_1 \wedge (p_1 \vee p_2)) \vee (\neg(\neg p_1) \wedge \neg(p_1 \vee p_2))$$

**Teorie**  $T = \{\varphi\}$  v **jazyce**  $\mathbb{P} = \{p_1, p_2\}$ ,  $\varphi$  je **axiom**  $T$ .

# Modely a důsledky

Lze určit, kde je poklad? Je  $p_1$  nebo  $p_2$  **důsledkem**  $\varphi$  resp.  $T$ ?

“Svět”, ve kterém je např. v první chodbě poklad a ve druhé drak, popíšeme pomocí **pravdivostního ohodnocení**  $p_1 = 1, p_2 = 0$ , neboli **modelu**  $v = (1, 0)$  jazyka  $\mathbb{P}$ . Celkem máme 4 “světy” a modely:

$$M_{\mathbb{P}} = \{(0, 0), (0, 1), (1, 0), (1, 1)\}.$$

Je “svět” popsán modelem  $v = (1, 0)$  *konzistentní* s tím, co víme, tj. **platí** v modelu  $v$  výrok  $\varphi$  resp. teorie  $T$ ? Vyhodnotíme podle stromové struktury  $\varphi$ :

$$v(p_1) = 1, v(p_2) = 0, v(\neg p_1) = 0, v(p_1 \vee p_2) = 1, \dots, v(\varphi) = 0$$

Množina **modelů výroku**  $\varphi$  (resp. *modelů teorie*  $T$ ):

$$M_{\mathbb{P}}(\varphi) = M_{\mathbb{P}}(T) = \{(0, 1)\}.$$

V **každém modelu** teorie  $T$  platí výrok  $p_2$ , neboli  $p_2$  je **důsledek**  $T$ .

Ověřovat všechny modely je nepraktické, pro  $|\mathbb{P}| = n$  máme  $2^n$  modelů, a  $\mathbb{P}$  může být i nekonečná.

## Důkazový systém

- **důkaz** výroku  $\psi$  z teorie  $T$  je formálně definovaný syntaktický objekt, snadno (mechanicky) ověřitelný
- lze hledat algoritmicky čistě na základě struktury  $\psi$  a axiomů  $T$  (“*syntaxe*”), nemusíme se zabývat modely (“*sémantikou*”).

Klíčové vlastnosti:

- **korektnost**: pokud existuje důkaz  $\psi$  z  $T$ , potom  $\psi$  platí v  $T$
- **úplnost**, pokud  $\psi$  platí v  $T$ , potom existuje důkaz  $\psi$  z  $T$

Ukážeme si **metodu analytického tabla** a **rezoluční metodu**. Obě dokazují *sporem*: předpokládají platnost  $T$  a  $\neg\psi$ , hledají spor.

# Metoda analytického tabla

- důkaz je strom olabelovaný předpoklady o platnosti výroků
- v kořeni: **neplatí** dokazovaný výrok  $\psi$  (důkaz sporem)
- připojíme platnost axiomů z  $T$
- dále budujeme tablo zjednodušováním výroků ve vrcholech, podle pravidel zaručujících následující **invariant**:

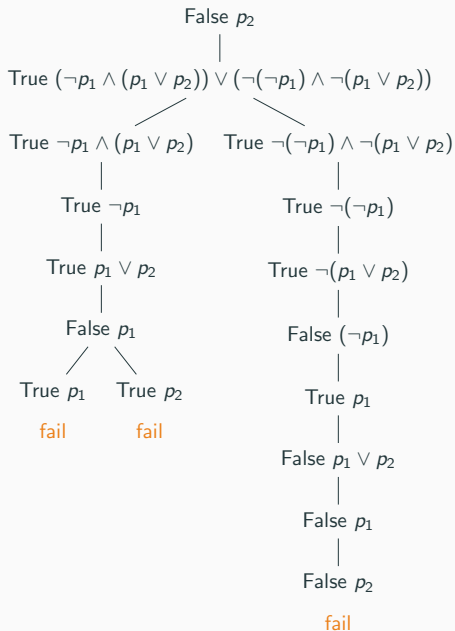
Každý model teorie  $T$ , ve kterém neplatí  $\psi$ , se musí *shodovat* s některou z větví tabla.

- například:

**True** ( $\varphi_1 \rightarrow \varphi_2$ ) zredukujeme rozvětvením na **False**  $\varphi_1$  a **True**  $\varphi_2$ ,  
**False** ( $\varphi_1 \rightarrow \varphi_2$ ) zredukujeme připojením **True**  $\varphi_1$  a **False**  $\varphi_2$ .

- **sporná** větev = předpokládá True i False stejného výroku
- **důkaz** = všechny větve sporné (tj. nemůže existovat model  $T$ , ve kterém neplatí  $\psi$ )

## Příklad tablo důkazu



# Konjunktivní normální forma (CNF)

**literál**  $p, \neg p$     **klauzule** disjunkce literálů    **CNF** konjunkce klauzulí

každý výrok má **ekvivalentní** CNF ( $\psi \sim \psi'$ , stejné modely)

např. pro výrok  $(\neg p_1 \wedge (p_1 \vee p_2)) \vee (\neg(\neg p_1) \wedge \neg(p_1 \vee p_2))$

nahradíme  $\neg(\neg p_1) \sim p_1$  a  $\neg(p_1 \vee p_2) \sim (\neg p_1 \wedge \neg p_2)$  (*De Morgan*)

$$(\neg p_1 \wedge (p_1 \vee p_2)) \vee (p_1 \wedge \neg p_1 \wedge \neg p_2)$$

a dále opakovaně použijeme **distributivitu**  $\vee$  vůči  $\wedge$ :

$$\begin{aligned} &(\neg p_1 \vee p_1) \wedge (\neg p_1 \vee \neg p_1) \wedge (\neg p_1 \vee \neg p_2) \wedge (p_1 \vee p_2 \vee p_1) \wedge \\ &\quad (p_1 \vee p_2 \vee \neg p_1) \wedge (p_1 \vee p_2 \vee \neg p_2) \end{aligned}$$

už je CNF, ještě zjednodušíme: odstraníme duplicitní literály, a klauzule obsahující  $p_i$  a zároveň  $\neg p_i$  (to jsou **tautologie**)

$$\neg p_1 \wedge (\neg p_1 \vee \neg p_2) \wedge (p_1 \vee p_2)$$

# Rezoluční důkaz

Důkaz sporem: převedeme **negaci** dokazovaného do CNF a přidáme

**$p_2$  platí v  $T$** , právě když je následující CNF výrok **nesplnitelný**:

$$\neg p_1 \wedge (\neg p_1 \vee \neg p_2) \wedge (p_1 \vee p_2) \wedge \neg p_2$$

množinový zápis:  $S = \{\{\neg p_1\}, \{\neg p_1, \neg p_2\}, \{p_1, p_2\}, \{\neg p_2\}\}$

**rezoluční pravidlo**: je-li  $p \in C_1$  a  $\neg p \in C_2$ , potom *rezolventa*

$$C = (C_1 \setminus \{p\}) \cup (C_2 \setminus \{\neg p\})$$

platí v každém modelu, ve kterém platí  $C_1$  i  $C_2$

**rezoluční zamítnutí  $S$** : posloupnost klauzulí, kde každá je buď z  $S$  nebo rezolventa předchozích, poslední je prázdná klauzule  $\square$

protože  $\square$  nemá žádný model, je i  $S$  nesplnitelná

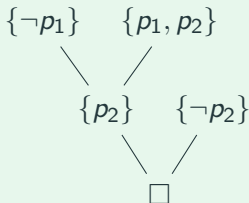


## Příklad rezolučního důkazu

**rezoluční zamítnutí** (třetí klauzule je rezolventou 1. a 2., pátá je rezolventou 3. a 4.)

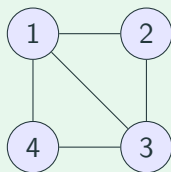
$$\{\neg p_1\}, \{p_1, p_2\}, \{p_2\}, \{\neg p_2\}, \square$$

**rezoluční strom** (listy klauzule z  $S$ , vnitřní vrcholy rezolventy synů)



## Příklad: Barvení grafů

Najděte vrcholové obarvení následujícího grafu třemi barvami.



graf: množina vrcholů a množina (libovolně) **orientovaných** hran

$$\mathcal{G} = \langle V; E \rangle = \langle \{1, 2, 3, 4\}; \{(1, 2), (1, 3), (1, 4), (2, 3), (3, 4)\} \rangle$$

jak formalizovat? pro  $v \in V$  a  $c \in C = \{R, G, B\}$ :

$$p_v^c = \text{"vrchol } v \text{ má barvu } c"$$

$$\mathbb{P} = \{p_v^c \mid c \in C, v \in V\} = \{p_1^R, p_1^G, p_1^B, p_2^R, p_2^G, p_2^B, p_3^R, p_3^G, p_3^B, p_4^R, p_4^G, p_4^B\}$$

máme celkem  $|\mathbb{M}_{\mathbb{P}}| = 2^{12} = 4096$  **modelů jazyka** (12-dim. vektorů)

# Formalizace hranového obarvení

- každý vrchol má nejvýše jednu barvu:  $4^4 = 2^8 = 256$  modelů

$$T_1 = \{(\neg p_v^R \vee \neg p_v^G) \wedge (\neg p_v^R \vee \neg p_v^B) \wedge (\neg p_v^G \vee \neg p_v^B) \mid v \in V\}$$

- a každý vrchol má alespoň jednu barvu:  $3^4 = 81$  modelů

$$T_2 = T_1 \cup \{p_v^R \vee p_v^G \vee p_v^B \mid v \in V\} = T_1 \cup \left\{ \bigvee_{c \in C} p_v^c \mid v \in V \right\}$$

$T_2$  je **extenze** teorie  $T_1$  neboť **každý důsledek  $T_1$  platí i v  $T_2$** ,  
zde dokonce  $M_{\mathbb{P}}(T_2) \subseteq M_{\mathbb{P}}(T_1)$

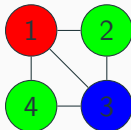
- nakonec přidáme **hranovou podmínku**:

$$T_3 = T_2 \cup \left\{ \bigwedge_{c \in C} (\neg p_u^c \vee \neg p_v^c) \mid (u, v) \in E \right\}$$

Výsledná teorie  $T_3$  je **splnitelná** (má model), právě když je  
graf  $\mathcal{G}$  3-obarvitelný.

## Všechna obarvení?

$T_3$  má 6 modelů:  $v = (1, 0, 0, 0, 1, 0, 0, 0, 1, 0, 1, 0)$  a další získané permutací barev



**Obarvení, ve kterých je vrchol 1 modrý a vrchol 2 zelený?**

Odpovídají modelům teorie  $T_3 \cup \{p_1^B, p_2^G\}$

**Důkaz, že vrcholy 2 a 4 musí mít stejnou barvu?**

**Tablo** s kořenem False  $(p_2^R \wedge p_4^R) \vee (p_2^G \wedge p_4^G) \vee (p_2^B \wedge p_4^B)$

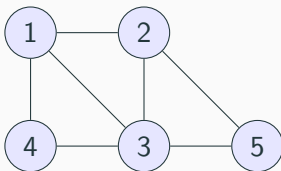
Nebo **rezolucí**: přidáme **negaci**  $(p_2^R \wedge p_4^R) \vee (p_2^G \wedge p_4^G) \vee (p_2^B \wedge p_4^B)$ ,  
vše převedeme do CNF a zamítneme

## 1.2 Predikátová logika

---

# Nevhody formalizace ve výrokové logice

Teorie  $T_3$  je poměrně velká, a 'natvrdo' kóduje graf  $\mathcal{G}$ .



Obohatit jazyk  $\mathbb{P}' = \mathbb{P} \cup \{p_5^R, p_5^G, p_5^B\}$  a vytvořit ještě větší teorii  $T'_3$  přidáním axiomů o vrcholu 5 a hranách  $(2, 5)$ ,  $(3, 5)$ ?

A co vlastnosti obecně platné o všech nebo mnoha grafech?

V **predikátové logice** můžeme mluvit o **vrcholech** pomocí **proměnných** a přirozeně vyjádřit vlastnosti jako:

- “z vrcholu  $u$  vede hrana do vrcholu  $v$ ”
- “vrchol  $u$  je zelený”

**Modely** už nejsou 0–1 vektory, ale **struktury**, např. naše (orientované) grafy:

$$\mathcal{G} = \langle V^{\mathcal{G}}; E^{\mathcal{G}} \rangle = \langle \{1, 2, 3, 4\}; \{(1, 2), (1, 3), (1, 4), (2, 3), (3, 4)\} \rangle$$

$$\mathcal{G}' = \langle V^{\mathcal{G}'}; E^{\mathcal{G}'} \rangle = \langle \{1, 2, 3, 4, 5\}; \{(1, 2), (1, 3), (1, 4), (2, 3), (3, 4), (2, 5), (3, 5)\} \rangle$$

- množina vrcholů, a binární relace na této množině
- **jazyk** specifikuje kolik **relací** jakých arit má struktura mít, a symboly pro ně
- např. **jazyk grafů**  $\mathcal{L} = \langle E \rangle$  (kde  $E$  je binární relační symbol)
- $\mathcal{G}$  a  $\mathcal{G}'$  jsou **struktury v jazyce**  $\mathcal{L}$  ( **$\mathcal{L}$ -struktury**)
- můžeme mít také **funkce** a **konstanty**, a symbol  $=$  pro **rovnost**

**Syntaxe:** místo prvovýroků **atomické formule**, např.  $E(x, y)$ , kde  $x, y$  jsou **proměnné** reprezentující vrcholy; stejné logické spojky, ale navíc **kvantifikátory**:

$(\forall x)$  “pro všechny vrcholy  $x$ ”

$(\exists y)$  “existuje vrchol  $y$ ”

(hrají roli “konjunkce” a “disjunkce” přes všechny prvky)

- “V grafu nejsou smyčky”:  $(\forall x)(\neg E(x, x))$

- “Existuje vrchol výstupního stupně 1”:

$$(\exists x)(\exists y)(E(x, y) \wedge (\forall z)(E(x, z) \rightarrow y = z))$$

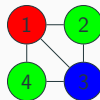
**Sémantika:** V daném grafu  $\mathcal{G}$  a při **dosazení** vrcholu  $u$  za proměnnou  $x$  a vrcholu  $v$  za proměnnou  $y$  **vyhodnotíme**  $E(x, y)$  jako **True**, právě když  $(u, v) \in E^{\mathcal{G}}$ .



# Barvení grafů v predikátové logice

Jazyk  $\mathcal{L}' = \langle E, R, G, B \rangle$ , kde  $E$  je binární a  $R, G, B$  jsou unární relační symboly ( $R(x)$  znamená “vrchol  $x$  je červený”)

$\mathcal{L}'$ -struktura: graf s trojicí množin vrcholů



$$\begin{aligned}\mathcal{G}_C &= \langle V^{\mathcal{G}_C}; E^{\mathcal{G}_C}, R^{\mathcal{G}_C}, G^{\mathcal{G}_C}, B^{\mathcal{G}_C} \rangle \\ &= \langle \{1, 2, 3, 4\}; \{(1, 2), (1, 3), (1, 4), (2, 3), (3, 4)\}, \{1\}, \{2, 4\}, \{3\} \rangle\end{aligned}$$

$\mathcal{G}_C$  je **expanze**  $\mathcal{L}$ -struktury  $\mathcal{G}$  **do jazyka**  $\mathcal{L}'$ .

Nejvýše jedna barva, alespoň jedna barva, hranová podmínka:

- $(\forall x)((\neg R(x) \vee \neg G(x)) \wedge (\neg R(x) \vee \neg B(x)) \wedge (\neg G(x) \vee \neg B(x)))$
- $(\forall x)(R(x) \vee G(x) \vee B(x))$
- $(\forall x)(\forall y)(E(x, y) \rightarrow ((\neg R(x) \vee \neg R(y)) \wedge (\neg G(x) \vee \neg G(y)) \wedge (\neg B(x) \vee \neg B(y))))$

## **1.3 Další druhy logických systémů**

---

# Predikátové logiky vyšších řádů

- Predikátová logika, kde proměnné reprezentují jednotlivé vrcholy, je logika **prvního řádu** (**first-order**, **FO**)
- Logika **druhého řádu** (**second-order**, **SO**): proměnné i pro množiny vrcholů a  $n$ -tic vrcholů (tj. relace, funkce)

*“Každá neprázdná zdola omezená podmnožina má infimum.”*

$$(\forall S)((\exists x)S(x) \wedge (\exists x)(\forall y)(S(y) \rightarrow x \leq y) \rightarrow$$
$$(\exists x)((\forall y)(S(y) \rightarrow x \leq y) \wedge (\forall z)((\forall y)(S(y) \rightarrow z \leq y) \rightarrow z \leq x)))$$

- A v logice *třetího řádu* máme i množiny množin (např. v topologii).

Kromě toho lze zobecnit pojem platnosti (pravdy):

- **temporální logiky** (platnost 'vždy', 'někdy v budoucnosti', 'dokud' apod.) – např. v paralelním programování
- **modální logiky** ('je možné', 'je nutné') – v umělé inteligenci, uvažování autonomních agentů o svém okolí
- **fuzzy logiky** ('je 0.35 pravdivé') – v automatických pračkách
- **intuicionistická logika** (povoluje jen konstruktivní důkazy, nemá *zákon vyloučeného třetího*)

## 1.4 O přednášce

---

## I. Výroková logika (5 přednášek)

- Syntaxe a sémantika
- Problém SAT
- Tablo metoda
- Rezoluční metoda

## II. Predikátová logika (6 přednášek)

- Syntaxe a sémantika
- Tablo metoda v predikátové logice
- Rezoluční metoda v predikátové logice
- Aplikace: databáze, Prolog, verifikace

## III. Pokročilé partie (2 přednášky)

- Teorie modelů
- Nerozhodnutelnost a neúplnost

# ČÁST I – VÝROKOVÁ LOGIKA

---

## KAPITOLA 2: SYNTAXE A SÉMANTIKA VÝROKOVÉ LOGIKY

---



**syntaxe** dává pravidla pro tvoření korektních formálních výrazů sestávajících ze symbolů, a pro operace s nimi (*výrok*, *důkaz*, ...)

**sémantika** popisuje význam syntaktických objektů “v reálném světě” (*model*, ...)

Klíčem k logice je **vztah mezi syntaxí a sémantikou**:

- sémantické objekty studujeme pomocí syntaxe ('jaké výroky platí v modelu?')
- syntaktické pomocí sémantiky, např. ekvivalence výroků:  
 $\psi \sim \psi'$  právě když  $M_{\mathbb{P}}(\psi) = M_{\mathbb{P}}(\psi')$

## 2.1 Syntaxe výrokové logiky

---

určený množinou **prvovýroků** (**výrokových proměnných**, **atomických výroků**) – neprázdná, konečná nebo i *nekonečná*

$$\mathbb{P}_1 = \{p, q, r\}$$

$$\mathbb{P}_2 = \{p_0, p_1, p_2, p_3, \dots\} = \{p_i \mid i \in \mathbb{N}\}$$

(obvykle *spočetná*, *uspořádaná*)

dále do jazyka patří **logické symboly**:

- logické spojky  $\neg, \wedge, \vee, \rightarrow, \leftrightarrow$
- závorky  $(, )$

# Výrok

**Výrok** (**výroková formule**) v jazyce  $\mathbb{P}$  je prvek množiny  $VF_{\mathbb{P}}$  definované *induktivně*:  $VF_{\mathbb{P}}$  je nejmenší množina splňující

- pro každý prvovýrok  $p \in \mathbb{P}$  platí  $p \in VF_{\mathbb{P}}$ ,
- pro každý výrok  $\varphi \in VF_{\mathbb{P}}$  je  $(\neg\varphi)$  také prvek  $VF_{\mathbb{P}}$
- pro každé  $\varphi, \psi \in VF_{\mathbb{P}}$  jsou  $(\varphi \wedge \psi)$ ,  $(\varphi \vee \psi)$ ,  $(\varphi \rightarrow \psi)$ , a  $(\varphi \leftrightarrow \psi)$  také prvky  $VF_{\mathbb{P}}$ .

Výroky jsou nutně *konečné* řetězce!

**Var**( $\varphi$ ): množina všech prvovýroků ve  $\varphi$  (vždy konečná)

**podvýrok**: podřetězec, který je sám výrok

$\varphi = ((p \vee (\neg q)) \leftrightarrow (r \rightarrow (p \wedge q)))$ ,  $\text{Var}(\varphi) = \{p, q\}$

podvýroky:  $p, q, (\neg q), (p \vee (\neg q)), r, (p \wedge q), (r \rightarrow (p \wedge q)), \varphi$

**pravda**:  $\top = (p \vee (\neg p))$  , **spor**:  $\perp = (p \wedge (\neg p))$

(kde  $p \in \mathbb{P}$  je pevně daný)

# Konvence zápisu

při *zápisu* výroků můžeme vynechat některé závorky:

$\varphi = ((p \vee (\neg q)) \leftrightarrow (r \rightarrow (p \wedge q)))$  lze zapsat jako  $p \vee \neg q \leftrightarrow (r \rightarrow p \wedge q)$

- prioritizace operátorů:  $\neg$  nejvyšší, dále  $\wedge$  a  $\vee$ , nakonec  $\rightarrow$  a  $\leftrightarrow$
- asociativita  $\wedge$  a  $\vee$ : nápis  $p \wedge q \wedge r$  znamená výrok  $(p \wedge (q \wedge r))$
- vnější závorky nemusíme psát

**Poznámka:** v definici jsme mohli místo *infixového* zápisu zvolit *prefixový* (“polskou notaci”): “každý prvovýrok je výrok, jsou-li  $\varphi, \psi$  výroky, jsou výroky také  $\neg\varphi$ ,  $\wedge\varphi\psi$ ,  $\vee\varphi\psi$ ,  $\rightarrow\varphi\psi$ , a  $\leftrightarrow\varphi\psi$ ”  
nebo i *postfixový*

$\varphi = \leftrightarrow\vee p\neg q\rightarrow r\wedge pq$

$\varphi = pq\neg\vee rpq\wedge\rightarrow\leftrightarrow$

Důležitá je jen **stromová struktura** výroků!

# Strom výroku

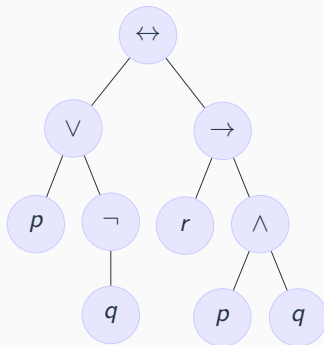
$\text{Tree}(\varphi)$  je zakořeněný uspořádaný strom, definovaný induktivně:

- $\varphi = p \in \mathbb{P}$ : jediný vrchol, s labelem  $p$
- $\varphi = (\neg\varphi')$ : kořen s labelem  $\neg$ , jediný syn je kořen  $\text{Tree}(\varphi')$ .
- $\varphi = (\varphi' \square \varphi'')$  pro  $\square \in \{\wedge, \vee, \rightarrow, \leftrightarrow\}$ : kořen s labelem  $\square$  a dvěma syny: levý syn je kořen  $\text{Tree}(\varphi')$ , pravý  $\text{Tree}(\varphi'')$ .

$$\varphi = ((p \vee (\neg q)) \leftrightarrow (r \rightarrow (p \wedge q)))$$

rekonstrukce  $\varphi$  průchodem stromu,  
podvýroky odpovídají podstromům

$\text{Tree}(\varphi)$  je jednoznačně určený!



**Teorie** v jazyce  $\mathbb{P}$  je libovolná množina výroků  $T \subseteq VF_{\mathbb{P}}$ . Výrokům  $\varphi \in T$  říkáme také **axiomy**.

$T = \emptyset$  a  $T = VF_{\mathbb{P}}$  nad libovolným jazykem,

$T = \{p \wedge q, q \rightarrow (p \vee r)\}$  v jazyce  $\mathbb{P} = \{p, q, r\}$

$T = \{p_0\} \cup \{p_i \rightarrow p_{i+1} \mid i \in \mathbb{N}\}$  nad *nekonečným*  $\mathbb{P} = \{p_i \mid i \in \mathbb{N}\}$

**Poznámka:** *Konečnou* teorii by bylo možné (byť ne praktické!) nahradit jediným výrokem: konjunkcí všech axiomů.

Připouštíme ale i *nekonečné teorie*; hodí se např. pro popis systému v (diskrétním) čase  $t = 0, 1, 2, \dots$