

7 Jemný úvod do Logiky

Základem přesného matematického vyjadřování je správné používání (matematické) logiky a logických úsudků. Logika jako filozofická disciplína se intenzivně vyvíjí už od dob antiky, avšak ke skutečnému rozmachu logiky coby součásti matematiky došlo až začátkem 20. století.



Dnes se samozřejmě základní logický kalkulus používá nejen v matematice, ale „stojí“ na něm veškeré logické obvody a počítače.

Stručný přehled lekce

- * Výroky v přirozené mluvě a formální výroková logika.
- * Mechanický postup negace výrokových formulí.
- * Neformální zmínka o predikátové logice (a kvantifikátorech).

7.1 Výroky v „přirozené“ podobě

Definice: V přirozené mluvě za *výrok* považujeme (každé) tvrzení, o kterém má smysl prohlásit, že je buď pravdivé nebo nepravdivé. □

Několik příkladů, které z nich jsou výroky?

- Dnes už v Brně přšelo. □
- Předmět FI: IB000 se vyučuje v prvním ročníku. □
- Platí $2 + 3 = 6$. □
- To je bez problémů. (Co?) □
- Platí $x > 3$. □
- Pro každé celé číslo x platí, že $x > 3$. □

Všimněte si, že pravdivost výroku by mělo být možné rozhodnout bez skrytých souvislostí (kontextu), a proto čtvrtý a pátý příklad za výroky nepovažujeme.

Fakt: Z jednoduchých výroků můžeme vytvářet výroky složitější pomocí tzv. *logických spojek*.

Několik dalších příkladů.

- Kateřina přijede ve 12:00 a půjdeme spolu do kina. □
- Množina $\{a, b\}$ má více než jeden prvek a není nekonečná. □
- Jestliže má Karel přes 90 kilo váhy, nepojedu s ním výtahem. □
- Jestliže má kráva 10 nohou, mají všechny domy modrou střechu.

Schopnost porozumět takovýmto větám je součástí lidského způsobu uvažování a z tohoto hlediska nemá přímou souvislost s matematikou (je to „přirozená logika“). □

Formální (matematická) logika pak definuje jazyk matematiky a odstraňuje nejednoznačnosti přirozeného jazyka.

7.2 (Formální) výroková logika

Definice 7.1. Syntaxe výrokové logiky.

Bud' $\mathcal{AT} = \{A, B, C, \dots\}$ spočetně nekonečná množina *výrokových proměnných* (tzv. atomů).

Množina *výrokových formulí* Φ je *definována induktivně* následujícími pravidly:

- (1) $\mathcal{AT} \subseteq \Phi$. \square
- (2) Jestliže $\varphi, \psi \in \Phi$, pak také $\neg(\varphi) \in \Phi$ a $(\varphi) \Rightarrow (\psi) \in \Phi$. \square
- (3) Každý prvek Φ vznikne konečně mnoha aplikacemi pravidel (1) a (2). \square

Značení: Symbol \neg je zván *negací* a \Rightarrow je nazýván *implikací*.

Příklady několika správně utvořených formulí:

$$A, \quad (A) \Rightarrow (B), \quad ((A) \Rightarrow (\neg(B))) \Rightarrow ((\neg(B)) \Rightarrow (C)) \square$$

A také příklady několika **ne zcela** správně utvořených formulí:

$$A \Rightarrow B, \quad A \Rightarrow B \Rightarrow C, \quad \neg A \Rightarrow B$$

Konvence 7.2. Pro zvýšení čitelnosti budeme závorky vynechávat, pokud to nepovede k nejednoznačnosti za předpokladu, že negace \neg má „vyšší prioritu“ než \Rightarrow . (Touto úmluvou se **nemění** množina Φ ; mění se jen **způsob reprezentace** jejích prvků. \square)

Dále si zavedeme, že

- * $\varphi \vee \psi$ (*disjunkce*) je jiný zápis formule $\neg\varphi \Rightarrow \psi, \square$
- * $\varphi \wedge \psi$ (*konjunkce*) je jiný zápis formule $\neg(\neg\varphi \vee \neg\psi), \square$
- * $\varphi \Leftrightarrow \psi$ (*ekvivalence*) je jiný zápis formule $(\varphi \Rightarrow \psi) \wedge (\psi \Rightarrow \varphi). \square$

Například formule $(\neg((A) \Rightarrow (B))) \Rightarrow ((\neg(B)) \Rightarrow (C))$ se dá s naší konvencí zapsat jako

$$(A \Rightarrow B) \vee B \vee C.$$

Definice 7.3. Sémantika výrokové logiky.

Valuace (ohodnocení) je funkce $\nu : \mathcal{AT} \rightarrow \{true, false\}$. □ Pro každou valuaci ν definujeme funkci $\mathcal{S}_\nu : \Phi \rightarrow \{true, false\}$ (vyhodnocení) induktivně takto:

- $\mathcal{S}_\nu(A) = \nu(A)$ pro každé $A \in \mathcal{AT}$. □
- $\mathcal{S}_\nu(\neg\varphi) = \begin{cases} true & \text{jestliže } \mathcal{S}_\nu(\varphi) = false; \\ false & \text{jinak.} \end{cases}$ □
- $\mathcal{S}_\nu(\varphi \Rightarrow \psi) = \begin{cases} false & \text{jestliže } \mathcal{S}_\nu(\varphi) = true \text{ a } \mathcal{S}_\nu(\psi) = false; \\ true & \text{jinak.} \end{cases}$ □

Tvrzení 7.4. Důsledkem této definice je následovné:

- $\mathcal{S}_\nu(\varphi \vee \psi) = true$ právě když $\mathcal{S}_\nu(\varphi) = true$ nebo $\mathcal{S}_\nu(\psi) = true$. □
- $\mathcal{S}_\nu(\varphi \wedge \psi) = true$ právě když $\mathcal{S}_\nu(\varphi) = true$ a současně $\mathcal{S}_\nu(\psi) = true$.
- $\mathcal{S}_\nu(\varphi \Leftrightarrow \psi) = true$ právě když platí jedna z následujících podmínek
 - * $\mathcal{S}_\nu(\varphi) = true$ a současně $\mathcal{S}_\nu(\psi) = true$,
 - * $\mathcal{S}_\nu(\varphi) = false$ a současně $\mathcal{S}_\nu(\psi) = false$. □

Poznámka: Tento předpis podává nejen definici funkce \mathcal{S}_ν , ale také návod na to, jak ji pro daný argument **vypočítat**. □

Pravdivostní hodnoty

V praxi vyhodnocení logické (výrokové) formule zapisujeme často tzv. *pravdivostní tabulkou*. Tabulka typicky má sloupce pro jednotlivé proměnné, případné „meziformule“ a výslednou formuli. Řádků je pak 2^p , kde p je počet použitých proměnných. Místo *true, false* píšeme 1, 0. □

Příklad 7.5. *Jaká je pravdivostní tabulka pro formuli $(A \Rightarrow B) \vee B \vee C$?*

A	B	C	$A \Rightarrow B$	$(A \Rightarrow B) \vee B \vee C$
0	0	0	1	1
0	1	0	1	1
1	0	0	0	0
1	1	0	1	1
0	0	1	1	1
0	1	1	1	1
1	0	1	0	1
1	1	1	1	1

□

Definice: Formule $\varphi \in \Phi$ je *splnitelná*, pokud pro *některou* valuaci ν platí, že $\mathcal{S}_\nu(\varphi) = \text{true}$. \square

Formule $\varphi \in \Phi$ je *vždy pravdivá* (také výroková *tautologie*), psáno $\models \varphi$, pokud pro *každou* valuaci ν platí, že $\mathcal{S}_\nu(\varphi) = \text{true}$. \square

Řekneme, že dvě formule $\varphi, \psi \in \Phi$ jsou *ekvivalentní*, právě když $\models \varphi \Leftrightarrow \psi$. \square

Tvrzení 7.6. *Několik užitečných tautologií:*

- $\models A \vee \neg A$ \square
- $\models \neg \neg A \Leftrightarrow A$ \square
- $\models (A \wedge (A \Rightarrow B)) \Rightarrow B$ \square
- $\models (\neg B \Rightarrow \neg A) \Rightarrow (A \Rightarrow B)$ \square
- $\models (\neg A \Rightarrow (B \wedge \neg B)) \Rightarrow A$

Kde jsme se s užitím takových tautologií už setkali?

7.3 Jak správně „znegovat formulí“?

Přesný význam formulí se zanořenými negacemi je někdy obtížné zjistit (podobně jako v běžné řeči). □

„Není pravda, že nemohu neříct, že není pravda, že tě nemám nerad.“ □

Výrokové formule se proto obvykle prezentují v *normálním tvaru*, kde se negace vyskytují pouze u výrokových proměnných. □

Například, pokud přijmeme pravidlo „dvojitá negace“ ($\neg\neg A \Leftrightarrow A$), tak výše napsanou větu si převedeme na lépe srozumitelný tvar:

„Nemusím říct, že tě mám nerad.“ □

Tvrzení 7.7. *Každou výrokovou formuli lze převést do normálního tvaru, pokud povolíme užívání odvozených spojek \wedge a \vee .*

„*Znegováním formule φ* “ se obvykle myslí převod $\neg\varphi$ do *normálního tvaru*. □

- Pro ilustraci $\neg(A \Rightarrow B)$ je ekvivalentní $A \wedge \neg B$,
- $\neg(C \wedge (\neg A \Rightarrow B))$ je ekvivalentní $\neg C \vee (\neg A \wedge \neg B)$.

Formální postup negace

Metoda 7.8. Převod formule Φ do normálního tvaru $\mathcal{F}(\Phi)$.

Definujeme funkce \mathcal{F} a \mathcal{G} pro náš převod induktivními předpisy

$\mathcal{F}(A)$	$= A$	$\mathcal{G}(A)$	$= \neg A$
$\mathcal{F}(\neg\varphi)$	$= \mathcal{G}(\varphi)$	$\mathcal{G}(\neg\varphi)$	$= \mathcal{F}(\varphi)$
$\mathcal{F}(\varphi \Rightarrow \psi)$	$= \mathcal{F}(\varphi) \Rightarrow \mathcal{F}(\psi)$	$\mathcal{G}(\varphi \Rightarrow \psi)$	$= \mathcal{F}(\varphi) \wedge \mathcal{G}(\psi)$
$\mathcal{F}(\varphi \wedge \psi)$	$= \mathcal{F}(\varphi) \wedge \mathcal{F}(\psi)$	$\mathcal{G}(\varphi \wedge \psi)$	$= \mathcal{G}(\varphi) \vee \mathcal{G}(\psi)$
$\mathcal{F}(\varphi \vee \psi)$	$= \mathcal{F}(\varphi) \vee \mathcal{F}(\psi)$	$\mathcal{G}(\varphi \vee \psi)$	$= \mathcal{G}(\varphi) \wedge \mathcal{G}(\psi)$
$\mathcal{F}(\varphi \Leftrightarrow \psi)$	$= \mathcal{F}(\varphi) \Leftrightarrow \mathcal{F}(\psi)$	$\mathcal{G}(\varphi \Leftrightarrow \psi)$	$= (\mathcal{F}(\varphi) \wedge \mathcal{G}(\psi)) \vee (\mathcal{G}(\varphi) \wedge \mathcal{F}(\psi))$

Uvažme formuli $\neg(A \Rightarrow \neg(B \vee \neg(C \Rightarrow \neg A)))$. Užitím postupu 7.8 získáme:

$$\begin{aligned}\mathcal{F}(\neg(A \Rightarrow \neg(B \vee \neg(C \Rightarrow \neg A)))) &= \mathcal{G}(A \Rightarrow \neg(B \vee \neg(C \Rightarrow \neg A))) &= \square \\ \mathcal{F}(A) \wedge \mathcal{G}(\neg(B \vee \neg(C \Rightarrow \neg A))) &= A \wedge \mathcal{F}(B \vee \neg(C \Rightarrow \neg A)) &= \square \\ A \wedge (\mathcal{F}(B) \vee \mathcal{F}(\neg(C \Rightarrow \neg A))) &= A \wedge (B \vee \mathcal{G}(C \Rightarrow \neg A)) &= \\ A \wedge (B \vee (\mathcal{F}(C) \wedge \mathcal{G}(\neg A))) &= A \wedge (B \vee (C \wedge \mathcal{F}(A))) &= \\ A \wedge (B \vee (C \wedge A)) &= \square\end{aligned}$$

Formuli $A \wedge (B \vee (C \wedge A))$ lze dále zjednodušit na (ekvivalentní) formuli $A \wedge (B \vee C)$. To ale je již z našeho pohledu matematicky neformální (heuristický) postup.

Uvedené formální předpisy takto vyjadřují „intuitivní postup negace“ v matematicky přesném tvaru.

Věta 7.9. Pro libovolnou výrokovou formuli φ platí, že

- a) $\mathcal{F}(\varphi)$ je jí ekvivalentní formule v **normálním tvaru**
- b) a $\mathcal{G}(\varphi)$ je formule v normálním tvaru ekvivalentní **negaci** $\neg\varphi$. \square

Důkaz provedeme tzv. „**indukcí ke struktuře formule**“, tedy indukci provedeme podle „délky“ ℓ – počtu aplikací induktivních pravidel (Definice 7.1) při sestavování formule φ . \square

- Báze indukce ($\ell = 0$): Pro všechny atomy, tj. výrokové proměnné, zřejmě platí, že $\mathcal{F}(A) = A$ je ekvivalentní A a $\mathcal{G}(A) = \neg A$ je ekvivalentní $\neg A$. \square
- V indukčním kroku předpokládejme, že a) i b) platí pro všechny formule φ délky nejvýše ℓ . Vezmeme si formuli ψ délky $\ell + 1$, která je utvořená jedním z následujících způsobů:

- * $\psi \equiv \neg\varphi$ (\equiv je „definiční rovnítko“ pro formule).

Podle výše uvedeného indukčního předpisu je $\mathcal{F}(\psi) = \mathcal{F}(\neg\varphi) = \mathcal{G}(\varphi)$. Podle indukčního předpokladu pak je $\mathcal{G}(\varphi)$ formule v normálním tvaru ekvivalentní $\neg\varphi = \psi$. \square

Obdobně pro funktor \mathcal{G} vyjádříme $\mathcal{G}(\psi) = \mathcal{G}(\neg\varphi) = \mathcal{F}(\varphi)$. Podle indukčního předpokladu pak je $\mathcal{F}(\varphi)$ formule v normálním tvaru ekvivalentní φ a to je dále ekvivalentní $\neg\neg\varphi = \neg\psi$ podle Tvzení 7.6. \square

- * $\psi \equiv (\varphi_1 \Rightarrow \varphi_2)$.

Podle výše uvedeného indukčního předpisu je $\mathcal{F}(\psi) = \mathcal{F}(\varphi_1 \Rightarrow \varphi_2) = \mathcal{F}(\varphi_1) \Rightarrow \mathcal{F}(\varphi_2)$. Podle indukčního předpokladu jsou $\mathcal{F}(\varphi_1)$ i $\mathcal{F}(\varphi_2)$ formule v normálním tvaru ekvivalentní φ_1 a φ_2 . Potom i $\mathcal{F}(\varphi_1) \Rightarrow \mathcal{F}(\varphi_2)$ je v normálním tvaru dle definice a podle sémantiky \Rightarrow je ta ekvivalentní formuli $(\varphi_1 \Rightarrow \varphi_2) = \psi$. \square

Obdobně rozepíšeme $\mathcal{G}(\psi) = \mathcal{G}(\varphi_1 \Rightarrow \varphi_2) = \mathcal{F}(\varphi_1) \wedge \mathcal{G}(\varphi_2)$. Jelikož \wedge je pro nás jen zkratka, výraz dále rozepíšeme $\mathcal{G}(\psi) = \neg(\mathcal{F}(\varphi_1) \Rightarrow \neg\mathcal{G}(\varphi_2))$. Podle indukčního předpokladu (a dvojí negace) jsou $\mathcal{F}(\varphi_1)$ a $\neg\mathcal{G}(\varphi_2)$ po řadě ekvivalentní formulím φ_1 a φ_2 . Tudíž nakonec odvodíme, že $\mathcal{G}(\psi)$ je ekvivalentní negaci formule $\varphi_1 \Rightarrow \varphi_2$, což jsme zde měli dokázat.

* $\psi \equiv (\varphi_1 \vee \varphi_2)$.

Zde si musíme opět uvědomit, že spojka \vee je pro nás jen zkratka, a přepsat $\psi \equiv (\neg\varphi_1 \Rightarrow \varphi_2)$. Potom podle předchozích dokázaných případů víme, že $\mathcal{F}(\psi) = \mathcal{F}(\neg\varphi_1 \Rightarrow \varphi_2) = \mathcal{F}(\neg\varphi_1) \Rightarrow \mathcal{F}(\varphi_2)$ je ekvivalentní formulí $(\neg\varphi_1 \Rightarrow \varphi_2) = \psi$, což bylo třeba dokázat. Stejně tak $\mathcal{G}(\psi) = \mathcal{G}(\neg\varphi_1 \Rightarrow \varphi_2) = \mathcal{F}(\neg\varphi_1) \wedge \mathcal{G}(\varphi_2)$ je podle předchozích případů důkazu ekvivalentní $(\neg\varphi_1 \wedge \neg\varphi_2) = \neg\psi$. \square

* $\psi \equiv (\varphi_1 \wedge \varphi_2)$ a $\psi \equiv (\varphi_1 \Leftrightarrow \varphi_2)$ už dokončíme analogicky. \square

7.4 Predikátová logika, kvantifikace

- *Predikátová logika* je **obecnější než logika výroková**; každá formule výrokové logiky je i formulí predikátové logiky, ale ne obráceně.□
- Predikátová logika pracuje s *predikáty*. Predikáty jsou „**parametrizované výroky**“, které jsou buď pravdivé nebo nepravdivé pro každou konkrétní volbu parametrů. □Výrokové proměnné lze chápat jako predikáty bez parametrů.□

Pro neformální přiblížení si uvedeme několik ukázek predikátů:

- * $x > 3$ (parameterem je zde x),□
- * R je ekvivalence na M (parametr R),□
- * čísla x a y jsou nesoudělná (parametry x, y),
- * obecně psáno $P(x, y)$.□

Definice 7.10. Syntaxe i sémantika predikátové logiky.

Z predikátů lze vytvářet *predikátové formule* pomocí už známých (viz Definice 7.1) výrokových spojek a následujících tzv. *kvantifikátorů*:

- $\forall x. \varphi$ „pro **každou** volbu parametru x platí formule φ “,
- $\exists x. \varphi$ „**existuje** alespoň jedna volba parametru x , pro kterou platí φ “.

Fakt: Je-li **každá** proměnná v dané formuli kvantifikovaná (tj. formule je **uzavřená**), pak je celá formule buď pravdivá nebo nepravdivá. □

Konvence 7.11. Pro lepší srozumitelnost zápisu formulí predikátové logiky se domluvíme na následujícím.

- * Parametry vyskytující se v predikátech ve formuli φ někdy pro referenci vypisujeme jako „parametry“ samotné formule $\varphi(x, y, \dots)$. □
- * Pokud není z kontextu jasné, co lze za daný parametr dosazovat, užívá se notace $\forall x \in M. \varphi$ a $\exists x \in M. \varphi$. (Platí, jen pokud je kvantifikovaný parametr prvkem nějaké fixní množiny!). □
- * Tečka za symbolem kvantifikátoru se někdy vynechává (při vhodném uzávkování formule), nebo se používá symbol „ : “. □
- * Místo $\forall x_1. \forall x_2. \dots \forall x_n. \varphi$ se někdy krátce píše $\forall x_1, x_2, \dots, x_n. \varphi$. Podobně u existenčního kvantifikátoru $\exists x_1, x_2, \dots, x_n. \varphi$.

Příklad 7.12. Ukažme si vyjádření následujících slovních výroků v predikátové logice:

- Každé prvočíslo větší než 2 je liché,

$$\forall n \in \mathbb{N}. (Pr(n) \wedge n > 2) \Rightarrow Li(n). \quad \square$$

- Každé číslo n , které není prvočíslem, je dělitelné nějakým číslem y kde $n \neq y$ a $y > 1$,

$$\forall n \in \mathbb{N}. (\neg Pr(n) \Rightarrow \exists y. (y|n \wedge n \neq y \wedge y > 1)). \quad \square$$

- Jsou-li R a S ekvivalence na M , je také $R \cup S$ ekvivalence na M .
Zde například můžeme mít dva pohledy na toto tvrzení – v jednom bereme množinu M za pevnou

$$\forall R, S : (Eq_M(R) \wedge Eq_M(S)) \Rightarrow Eq_M(R \cup S),$$

kdežto ve druhém je i množina M parametrem

$$\forall M \forall R, S : (Eq(M, R) \wedge Eq(M, S)) \Rightarrow Eq(M, R \cup S).$$

□

Jak „negovat“ formule predikátové logiky?

Metoda 7.13. Převod predikátové formule Φ do normálního tvaru $\mathcal{F}(\Phi)$.

Dřívější Metodu 7.8 rozšíříme o následující indukční pravidla:

$$\begin{array}{llll} \mathcal{F}(P(x_1, \dots, x_n)) & = & P(x_1, \dots, x_n) & \mathcal{G}(P(x_1, \dots, x_n)) & = & \neg P(x_1, \dots, x_n) \\ \mathcal{F}(\forall x. \varphi) & = & \forall x. \mathcal{F}(\varphi) & \mathcal{G}(\forall x. \varphi) & = & \exists x. \mathcal{G}(\varphi) \\ \mathcal{F}(\exists x. \varphi) & = & \exists x. \mathcal{F}(\varphi) & \mathcal{G}(\exists x. \varphi) & = & \forall x. \mathcal{G}(\varphi) \square \end{array}$$

Uvažme například formuli

$$\neg(\forall M \forall R, S : (Eq(M, R) \wedge Eq(M, S)) \Rightarrow Eq(M, R \cup S)).$$

Pak

$$\begin{aligned} \mathcal{F}(\neg(\forall M \forall R, S : (Eq(M, R) \wedge Eq(M, S)) \Rightarrow Eq(M, R \cup S))) & = \\ \square \mathcal{G}(\forall M \forall R, S : (Eq(M, R) \wedge Eq(M, S)) \Rightarrow Eq(M, R \cup S)) & = \\ \square \exists M \exists R, S : \mathcal{G}((Eq(M, R) \wedge Eq(M, S)) \Rightarrow Eq(M, R \cup S)) & = \\ \exists M \exists R, S : (Eq(M, R) \wedge Eq(M, S) \wedge \neg Eq(M, R \cup S)). & \end{aligned}$$