

# Vlastnosti a vzťahy výrokovologických formúl

4. prednáška

Logika pre informatikov a Úvod do matematickej logiky

---

Ján Klúka, Ján Mazák

Letný semester 2022/2023

Univerzita Komenského v Bratislave  
Fakulta matematiky, fyziky a informatiky

Vlastnosti a vzťahy výrokovologických formúl

Tautológie, splniteľné, falzifikovateľné a nesplniteľné formuly

Ekvivalencia

Vzťah tautológií, vyplývania a ekvivalencie

Ekvivalentné úpravy a CNF

Minulý týždeň sme:

- **zjednodušili** pohľad na možné stavy sveta zo štruktúr na **výrokovologické** ohodnotenia,
- zistili sme, že na zistenie vyplývania/logických dôsledkov stačí pre konečné teórie skúmať konečne veľa ohodnotení, ktoré zastúpia nekonečne veľa štruktúr,
- presne sme zadefinovali vzťahy medzi teóriou a formulou z hľadiska ohodnotení:
  - výrokovologické vyplývanie,
  - výrokovologickú nezávislosť.

## Vlastnosti a vztáhy výrokovologických formúl

---

# Vlastnosti a vztáhy výrokovologických formúl

---

Tautológie, splniteľné, falzifikovateľné  
a nesplniteľné 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 preskúmame všetky výrokovologické ohodnotenia týchto atómov:

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

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

## Definícia 4.2

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

Nech  $X$  je výrokovologická formula.

Formulu  $X$  nazveme **tautológiou** (skrátene  $\models_{\mathcal{L}} X$ ) vtt

$X$  je **pravdivá** v **každom** výrokovologickom ohodnotení  $v$  pre  $\mathcal{L}$   
(teda **pre každé** výrokovologické ohodnotenie  $v$  pre  $\mathcal{L}$  platí  $v \models_{\mathcal{L}} X$ ).

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

Ale...

|       | $v_i$ |         |         |                         |
|-------|-------|---------|---------|-------------------------|
|       | $A_1$ | $A_2$   | $\dots$ | $X$                     |
| $v_0$ | $f$   | $f$     | $\dots$ | $\models_{\mathcal{L}}$ |
| $v_1$ | $f$   | $f$     | $\dots$ | $\models_{\mathcal{L}}$ |
|       |       | $\dots$ |         |                         |
| $v_k$ | $t$   | $f$     | $\dots$ | $\models_{\mathcal{L}}$ |
|       |       | $\dots$ |         |                         |

# Postačujúca podmienka pre tautológiu

Na konci minulej 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  $\text{atoms}(X)$

$\Downarrow$

$$v_1 \models_p X \text{ vtt } v_2 \models_p X$$

---

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  $\text{atoms}(Z)$

$\Downarrow$

$$v_1 \models_p Z \text{ vtt } v_2 \models_p Z$$

---

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)  $v_1 \models_p X \text{ vtt } v_2 \models_p X$       3, IP pre  $Z = X$

(5)  $v_1 \models_p \neg X \text{ vtt } v_1 \not\models_p X$       def.  $\models_p$

(6)  $v_2 \models_p \neg X \text{ vtt } v_2 \not\models_p X$       def.  $\models_p$

(7)  $v_1 \not\models_p X \text{ vtt } v_2 \not\models_p X$       4, def.  $\not\models_p$

$v_1 \models_p \neg X \text{ vtt } v_2 \models_p \neg X$       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  $v_1 \models_p X$  vtt  $v_1(X) = t$  vtt  $v_2(X) = t$  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  $v_1 \models_p X$  vtt  $v_2 \models_p X$ . Preto  $v_1 \models_p \neg X$  vtt (def.  $\models_p$ )  $v_1 \not\models_p X$  vtt (IP)  $v_2 \not\models_p X$  vtt (def.  $\models_p$ )  $v_2 \models_p \neg X$ .

2.2 Indukčný predpoklad (IP): Predpokladajme, že tvrdenie platí pre formuly  $X$  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  $v_1 \models_p X$  vtt  $v_2 \models_p X$ ; tiež sa zhodujú na  $\text{atoms}(Y)$ , a teda podľa IP  $v_1 \models_p Y$  vtt  $v_2 \models_p Y$ . Preto  $v_1 \models_p (X \wedge Y)$  vtt (def.  $\models_p$ )  $v_1 \models_p X$  a  $v_1 \models_p Y$  vtt (IP)  $v_2 \models_p X$  a  $v_2 \models_p Y$  vtt (def.  $\models_p$ )  $v_2 \models_p (X \wedge Y)$ .

Podobne postupujeme pre ďalšie binárne spojky.



## 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**.

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

## 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  $v \models_p X$ ).

# 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 **falseifikovateľné**.

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

## Definícia 4.7

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

Nech  $X$  je výrokovologická formula.

Formulu  $X$  nazveme **falseifikovateľnou**

vtt  $X$  je **nepravdivá** v **nejakom** výrokovologickom ohodnotení pre  $\mathcal{L}$  (teda **existuje** také výrokovologické ohodnotenie  $v$  pre  $\mathcal{L}$ , že  $v \not\models_p X$ ).

# Nesplniteľnosť

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

Nazývame ich **nesplniteľné**.

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

## Definícia 4.8

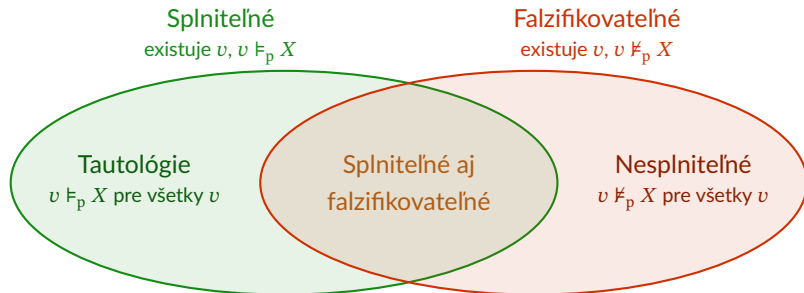
Nech  $\mathcal{L}$  je jazyk výrokovologickej časti logiky prvého rádu.

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  $v \not\models_p X$ ).

# „Geografia“ formúl podľa pravdivosti vo všetkých ohodnoteniach



Obrázok podľa Papadimitriou [1994]

# Vlastnosti a vztahy výrokovologických formúl

---

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 disjunkcií 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 výrokovologicky ekvivalentných formúl

## 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  $Y = (A \wedge B)$  výrokovologicky ekvivalentné?

Preskúmame všetky výrokovologické ohodnotenia atómov  $A$  a  $B$ :

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

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


## 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**, skrátene  $X \Leftrightarrow_p Y$  vtt pre **každé** výrokovologické ohodnotenie  $v$  pre jazyk  $\mathcal{L}$  platí, že  $X$  je pravdivá vo  $v$  vtt  $Y$  je pravdivá vo  $v$ .



 **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.

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)

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

$$\neg(A \vee B) \Leftrightarrow_p (\neg A \wedge \neg B) \quad \text{zákony}$$

$$\neg\neg A \Leftrightarrow_p A \quad \text{zákon dvojitej negácie}$$

$$(A \wedge A) \Leftrightarrow_p A \quad \text{idempotencia pre } \wedge$$

$$(A \vee A) \Leftrightarrow_p A \quad \text{idempotencia pre } \vee$$

$$(A \wedge \top) \Leftrightarrow_p A \quad \text{identita pre } \wedge$$

$$(A \vee \perp) \Leftrightarrow_p A \quad \text{identita pre } \vee$$

$$(A \vee (A \wedge B)) \Leftrightarrow_p A \quad \text{absorpcia}$$

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

$$(A \vee \neg A) \Leftrightarrow_p \top \quad \text{vylúčenie tretieho (tertium non datur)}$$

$$(A \wedge \neg A) \Leftrightarrow_p \perp \quad \text{spor,}$$

kde  $\top$  je ľubovoľná tautológia a  $\perp$  je ľubovoľná nespĺniteľná 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 **opatrnejší** 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:

|     | $A$            | $B$            | $(A \rightarrow B)$ | $(\neg A \vee B)$ |
|-----|----------------|----------------|---------------------|-------------------|
| $v$ | $\not\vdash_p$ | $\not\vdash_p$ | $\vdash_p$          | $\vdash_p$        |
| $v$ | $\not\vdash_p$ | $\vdash_p$     | $\vdash_p$          | $\vdash_p$        |
| $v$ | $\vdash_p$     | $\not\vdash_p$ | $\not\vdash_p$      | $\not\vdash_p$    |
| $v$ | $\vdash_p$     | $\vdash_p$     | $\vdash_p$          | $\vdash_p$        |

**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, nespľniteľnosti, aj vyplývaní.

# Vlastnosti a vzťahy výrokovologických formúl

---

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  $v \not\models_p (A_1 \wedge A_2)$  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  $v \models_p A$ .

### 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  $v \not\models_p A$  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  $T \cup \{A\} \models_p C$ .

### 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  $(A \rightarrow C)$ .

### 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:

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

## Tautológia 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  $v \not\models_p X$  alebo  $v \models Y$  a zároveň  
buď  $v \not\models_p Y$  alebo  $v \models X$ ,

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 výrokovologicky **ekvivalentná** s  $Y$ .

### Tvrdenie 4.15

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

*Nech  $X$  a  $Y$  sú výrokovologické formuly v  $\mathcal{L}$ .*

*Potom  $(X \leftrightarrow Y)$  je tautológia vtt  $X$  a  $Y$  sú výrokovologicky ekvivalentné.*

*(Skrátene:  $\models_p (X \leftrightarrow Y)$  vtt  $X \Leftrightarrow_p Y$ .)*



# Vlastnosti a vztahy výrokovologických formúl

---

Ekvivalentné úpravy a CNF

Určíte 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.

## 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

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

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  $b \in \{\wedge, \vee, \rightarrow\}$ :

$$X[A|B] = B, \quad \text{ak } A = X$$

$$X[A|B] = X, \quad \text{ak } X \text{ je atóm a } A \neq X$$

$$(\neg X)[A|B] = \neg(X[A|B]), \quad \text{ak } A \neq \neg X$$

$$(X \ b \ Y)[A|B] = ((X[A|B]) \ b \ (Y[A|B])), \quad \text{ak } A \neq (X \ b \ Y).$$

## 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.

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:**  $P, \neg O, \square,$   
 $(\neg P \vee O \vee \neg C)$

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

ak  $P = \text{pacient}(\text{Edo}),$   
 $O = \text{očkovany}(\text{Edo}),$   
 $C = \text{chorý}(\text{Edo}).$

### 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  $X$ . □

## 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:

$$(A \vee (B \wedge C)) \Leftrightarrow_p ((A \vee B) \wedge (A \vee C))$$

$$((B \wedge C) \vee A) \Leftrightarrow_p (A \vee (B \wedge C)) \Leftrightarrow_p ((A \vee B) \wedge (A \vee C))$$

$$\Leftrightarrow_p ((B \vee A) \wedge (A \vee C))$$

$$\Leftrightarrow_p ((B \vee A) \wedge (C \vee A))$$

# 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 skrátené zapíšeme:

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

- Význačné sémantické vlastnosti formúl:  
tautologickosť, splniteľnosť, nespľniteľnosť, falzifikovateľnosť
- Ekvivalencia — sémantický vzťah formúl
- Vzťah tautológií s vyplývaním a ekvivalenciou
- Syntaktické odvodenie ekvivalencie pomocou substitúcií podľa známych ekvivalencií
- NNF a CNF

# Literatúra

---

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