CURS 11

Logică Matematică şi Computaţională

FMI · Denisa Diaconescu · An universitar 2018/2019

FORMA NORMALĂ CONJUNCTIVĂ/DISJUNCTIVĂ

Definiţia 11.1

Un literal este o

- variabilă (în care caz spunem că este literal pozitiv) sau
- negaţia unei variabile (în care caz spunem că este literal negativ).

Exemplu.

- v_1, v_2, v_{10} literali pozitivi
- $\neg v_0, \neg v_{100}$ literali negativi

Definiţia 11.2

O formulă φ este în formă normală disjunctivă (FND) dacă φ este o disjuncţie de conjuncţii de literali.

$$\varphi \text{ este în FND ddacă } \varphi = \bigvee_{i=1}^{n} \left(\bigwedge_{j=1}^{k_i} L_{i,j} \right), \text{ unde fiecare } L_{i,j} \text{ este literal.}$$

Definiţia 11.3

O formulă φ este în formă normală conjunctivă (FNC) dacă φ este o conjuncţie de disjuncţii de literali.

$$\varphi \text{ este în FNC ddacă } \varphi = \bigwedge_{i=1}^{n} \left(\bigvee_{j=1}^{k_i} L_{i,j} \right), \text{ unde fiecare } L_{i,j} \text{ este literal.}$$

Exemple.

- $(v_0 \vee v_1) \wedge (v_3 \vee v_5) \wedge (\neg v_{20} \vee \neg v_{15} \vee \neg v_{34})$ este în FNC
- $(\neg v_9 \wedge v_1) \vee v_{24} \vee (v_2 \wedge \neg v_1 \wedge v_2)$ este în FND
- $v_1 \wedge \neg v_5 \wedge v_4$ este atât în FND cât şi în FNC
- $\neg v_{10} \vee v_{20} \vee v_4$ este atât în FND cât şi în FNC
- $(v_1 \vee v_2) \wedge ((v_1 \wedge v_3) \vee (v_4 \wedge v_5))$ nu este nici în FND, nici în FNC

Notaţie. Dacă L este literal, atunci $L^c := \begin{cases} \neg v & \text{dacă } L = v \in V \\ v & \text{dacă } L = \neg v. \end{cases}$

Propoziţia 11.4

(i) Fie φ o formulă în FNC, $\varphi = \bigwedge_{i=1}^{n} \left(\bigvee_{j=1}^{k_i} L_{i,j} \right)$. Atunci $\neg\varphi \sim \bigvee_{i=1}^{n} \left(\bigwedge_{j=1}^{k_i} L_{i,j}^c \right)$, o formulă în FND.

(ii) Fie φ o formulă în FND, $\varphi = \bigvee_{i=1}^{n} \left(\bigwedge_{j=1}^{k_i} L_{i,j} \right)$. Atunci $\neg\varphi \sim \bigwedge_{i=1}^{n} \left(\bigvee_{j=1}^{k_i} L_{i,j}^c \right)$, o formulă în FNC.

Demonstraţie.

(i) Aplicând Propoziţia 7.4, obţinem

$$\begin{aligned} \neg\varphi &= \neg \bigwedge_{i=1}^{n} \left(\bigvee_{j=1}^{k_i} L_{i,j} \right) \sim \bigvee_{i=1}^{n} \neg \left(\bigvee_{j=1}^{k_i} L_{i,j} \right) \\ &\sim \bigvee_{i=1}^{n} \left(\bigwedge_{j=1}^{k_i} \neg L_{i,j} \right) \sim \bigvee_{i=1}^{n} \left(\bigwedge_{j=1}^{k_i} L_{i,j}^c \right). \end{aligned}$$

(ii) Exerciţiu. $\square$

Algoritm pentru a aduce o formulă la FNC/FND:

Pasul 1. Se înlocuiesc implicaţiile şi echivalenţele, folosind:

$$\varphi \to \psi \sim \neg\varphi \vee \psi \quad \text{şi} \quad \varphi \leftrightarrow \psi \sim (\neg\varphi \vee \psi) \wedge (\neg\psi \vee \varphi).$$

Pasul 2. Se înlocuiesc dublele negaţii, folosind $\neg\neg\psi \sim \psi$, şi se aplică regulile De Morgan pentru a înlocui

$$\neg(\varphi \vee \psi) \text{ cu } \neg\varphi \wedge \neg\psi \quad \text{şi} \quad \neg(\varphi \wedge \psi) \text{ cu } \neg\varphi \vee \neg\psi.$$

Pasul 3.

Pentru FNC, se aplică distributivitatea lui $\vee$ faţa de $\wedge$, pentru a înlocui

$$\varphi \vee (\psi \wedge \chi) \text{ cu } (\varphi \vee \psi) \wedge (\varphi \vee \chi) \quad \text{şi} \quad (\psi \wedge \chi) \vee \varphi \text{ cu } (\psi \vee \varphi) \wedge (\chi \vee \varphi).$$

Pentru FND, se aplică distributivitatea lui $\wedge$ faţa de $\vee$, pentru a înlocui

$$\varphi \wedge (\psi \vee \chi) \text{ cu } (\varphi \wedge \psi) \vee (\varphi \wedge \chi) \quad \text{şi} \quad (\psi \vee \chi) \wedge \varphi \text{ cu } (\psi \wedge \varphi) \vee (\chi \wedge \varphi).$$

Exemplu.

Considerăm formula $\varphi := (\neg v_0 \to \neg v_2) \to (v_0 \to v_2)$.

$$\begin{array}{lll} \varphi & \sim & \neg(\neg v_0 \to \neg v_2) \vee (v_0 \to v_2) & \text{Pasul 1} \\ & \sim & \neg(\neg\neg v_0 \vee \neg v_2) \vee (v_0 \to v_2) & \text{Pasul 1} \\ & \sim & \neg(\neg\neg v_0 \vee \neg v_2) \vee (\neg v_0 \vee v_2) & \text{Pasul 1} \\ & \sim & \neg(v_0 \vee \neg v_2) \vee (\neg v_0 \vee v_2) & \text{Pasul 2} \\ & \sim & (\neg v_0 \wedge \neg\neg v_2) \vee (\neg v_0 \vee v_2) & \text{Pasul 2} \\ & \sim & (\neg v_0 \wedge v_2) \vee \neg v_0 \vee v_2 & \text{Pasul 2.} \end{array}$$

Putem lua $\varphi^{FND} := (\neg v_0 \wedge v_2) \vee \neg v_0 \vee v_2$.

Pentru a obţine FNC, continuăm cu Pasul 3:

$$\begin{array}{lll} \varphi & \sim & (\neg v_0 \wedge v_2) \vee (\neg v_0 \vee v_2) \\ & \sim & (\neg v_0 \vee \neg v_0 \vee v_2) \wedge (v_2 \vee \neg v_0 \vee v_2). \end{array}$$

Putem lua $\varphi^{FNC} := (\neg v_0 \vee \neg v_0 \vee v_2) \wedge (v_2 \vee \neg v_0 \vee v_2)$. Se observă, folosind idempotenţa şi comutativitatea lui $\vee$, că $\varphi^{FNC} \sim \neg v_0 \vee v_2$.

FUNCŢIA ASOCIATĂ UNEI FORMULE

Exemplu.

Arătaţi că $\models v_1 \to (v_2 \to (v_1 \land v_2))$.

v_1	v_2	$v_1 \to (v_2 \to (v_1 \land v_2))$
0	0	1
0	1	1
1	0	1
1	1	1

Acest tabel defineşte o funcţie $F : \{0,1\}^2 \to \{0,1\}$

ε_1	ε_2	$F(\varepsilon_1, \varepsilon_2)$
0	0	1
0	1	1
1	0	1
1	1	1

Fie φ o formulă şi $Var(\varphi) = \{x_1, \ldots, x_n\}$.

Fie $(\varepsilon_1, \ldots, \varepsilon_n) \in \{0,1\}^n$. Definim $e_{\varepsilon_1,\ldots,\varepsilon_n} : Var(\varphi) \to \{0,1\}$ astfel:

$$e_{\varepsilon_1,\ldots,\varepsilon_n}(x_i) = \varepsilon_i \quad \text{pentru orice } i \in \{1, \ldots, n\}.$$

Definim $e^+_{\varepsilon_1,\ldots,\varepsilon_n}(\varphi) \in \{0,1\}$ astfel:

$$e^+_{\varepsilon_1,\ldots,\varepsilon_n}(\varphi) := e^+(\varphi),$$

unde $e : V \to \{0,1\}$ este orice evaluare care extinde $e_{\varepsilon_1,\ldots,\varepsilon_n}$, adică, $e(x_i) = e_{\varepsilon_1,\ldots,\varepsilon_n}(x_i) = \varepsilon_i$ pentru orice $i \in \{1, \ldots, n\}$.

Conform Propoziţiei 6.1, definiţia nu este ambiguă.

Definiţia 11.5

Funcţia asociată lui φ este $F_\varphi : \{0,1\}^n \to \{0,1\}$, definită astfel:

$$F_\varphi(\varepsilon_1, \ldots, \varepsilon_n) = e^+_{\varepsilon_1,\ldots,\varepsilon_n}(\varphi) \text{ pentru orice } (\varepsilon_1, \ldots, \varepsilon_n) \in \{0,1\}^n.$$

Aşadar, F_φ este funcţia definită de tabela de adevăr pentru φ.

Propoziţia 11.6

(i) Fie φ o formulă. Atunci

(a) $\models \varphi$ ddacă F_φ este funcţia constantă 1.

(b) φ este nesatisfiabilă ddacă F_φ este funcţia constantă 0.

(ii) Fie φ, ψ două formule. Atunci

(a) $\varphi \models \psi$ ddacă $F_\varphi \leq F_\psi$.

(b) $\varphi \sim \psi$ ddacă $F_\varphi = F_\psi$.

(iii) Există formule diferite φ, ψ a.î. $F_\varphi = F_\psi$.

Demonstraţie. Exerciţiu.

Definiţia 11.7

O funcţie booleană este o funcţie $F : \{0,1\}^n \to \{0,1\}$, unde $n \geq 1$.
Spunem că n este numărul variabilelor lui F.

Exemplu.

Pentru orice formulă φ, F_φ este funcţie Booleană cu n variabile, unde $n = |Var(\varphi)|$.

Teorema 11.8

Fie $n \geq 1$ şi $H : \{0,1\}^n \to \{0,1\}$ o funcţie booleană arbitrară. Atunci există o formulă φ în FND a.î. $H = F_\varphi$.

Demonstraţie. Dacă $H(\varepsilon_1, \ldots, \varepsilon_n) = 0$ pentru orice $(\varepsilon_1, \ldots, \varepsilon_n) \in \{0,1\}^n$, luăm $\varphi := \bigvee_{i=0}^{n-1} (v_i \wedge \neg v_i)$. Avem că $Var(\varphi) = \{v_0, \ldots, v_{n-1}\}$, aşadar, $F_\varphi : \{0,1\}^n \to \{0,1\}$. Cum $v_i \wedge \neg v_i$ este nesatisfiabilă pentru orice i, rezultă că φ este de asemenea nesatisfiabilă. Deci, F_φ este de asemenea funcţia constantă 0.

Altfel, mulţimea

$$T := H^{-1}(1) = \{(\varepsilon_1, \ldots, \varepsilon_n) \in \{0,1\}^n \mid H(\varepsilon_1, \ldots, \varepsilon_n) = 1\}$$

este nevidă.

Considerăm formula

$$\varphi := \bigvee_{(\varepsilon_1,\ldots,\varepsilon_n)\in T} \left(\bigwedge_{\varepsilon_i=1} v_i \wedge \bigwedge_{\varepsilon_i=0} \neg v_i \right).$$

Deoarece $Var(\varphi) = \{v_1, \ldots, v_n\}$, avem că $F_\varphi : \{0,1\}^n \to \{0,1\}$.

Se demonstrează că $H = F_\varphi$. (exerciţiu suplimentar)

Teorema 11.9
Fie $n \geq 1$ şi $H : \{0,1\}^n \to \{0,1\}$ o funcţie booleană arbitrară. Atunci există o formulă ψ în FNC a.î. $H = F_\psi$.

Demonstraţie. Dacă $H(\varepsilon_1, \ldots, \varepsilon_n) = 1$ pentru orice $(\varepsilon_1, \ldots, \varepsilon_n) \in \{0,1\}^n$, atunci luăm

$$\psi := \bigwedge_{i=0}^{n-1} (v_i \vee \neg v_i).$$

Altfel, mulţimea

$$F := H^{-1}(0) = \{(\varepsilon_1, \ldots, \varepsilon_n) \in \{0,1\}^n \mid H(\varepsilon_1, \ldots, \varepsilon_n) = 0\}$$

este nevidă.

Considerăm formula $\psi := \bigwedge_{(\varepsilon_1,\ldots,\varepsilon_n)\in F} \left(\bigvee_{\varepsilon_i=1} \neg v_i \vee \bigvee_{\varepsilon_i=0} v_i \right)$.

Se demonstrează că $H = F_\psi$ (exerciţiu!). $\square$

Exemplu.

Fie $H : \{0,1\}^3 \to \{0,1\}$ descrisă prin tabelul:

ε_1	ε_2	ε_3	$H(\varepsilon_1, \varepsilon_2, \varepsilon_3)$	
0	0	0	0	$D_1 = v_1 \vee v_2 \vee v_3$
0	0	1	0	$D_2 = v_1 \vee v_2 \vee \neg v_3$
0	1	0	1	$C_1 = \neg v_1 \wedge v_2 \wedge \neg v_3$
0	1	1	0	$D_3 = v_1 \vee \neg v_2 \vee \neg v_3$
1	0	0	1	$C_2 = v_1 \wedge \neg v_2 \wedge \neg v_3$
1	0	1	1	$C_3 = v_1 \wedge \neg v_2 \wedge v_3$
1	1	0	1	$C_4 = v_1 \wedge v_2 \wedge \neg v_3$
1	1	1	1	$C_5 = v_1 \wedge v_2 \wedge v_3$

$\varphi = C_1 \vee C_2 \vee C_3 \vee C_4 \vee C_5$ în FND a.î. $H = F_\varphi$.

$\psi = D_1 \wedge D_2 \wedge D_3$ în FNC a.î. $H = F_\psi$.

Teorema 11.10
Orice formulă φ este echivalentă cu o formulă φ^{FND} în FND şi cu o formulă φ^{FNC} în FNC.

Demonstraţie. Fie $Var(\varphi) = \{x_1, \ldots, x_n\}$ şi $F_\varphi : \{0,1\}^n \to \{0,1\}$ funcţia booleană asociată. Aplicând Teorema 11.8 cu $H := F_\varphi$, obţinem o formulă φ^{FND} în FND a.î. $F_\varphi = F_{\varphi^{FND}}$. Aşadar, conform Propoziţiei 11.6.(ii), $\varphi \sim \varphi^{FND}$.

Similar, aplicând Teorema 11.9 cu $H := F_\varphi$, obţinem o formulă φ^{FNC} în FNC a.î. $F_\varphi = F_{\varphi^{FNC}}$. Prin urmare, $\varphi \sim \varphi^{FNC}$. $\square$

Definiţia 11.11

O clauză este o mulţime finită de literali:

$$C = \{L_1, \ldots, L_n\}, \text{ unde } L_1, \ldots, L_n \text{ sunt literali.}$$

Dacă $n = 0$, obţinem clauza vidă $\square := \emptyset$.

O clauză nevidă este considerată implicit o disjuncţie.

Definiţia 11.12

Fie C o clauză şi $e : V \to \{0, 1\}$. Spunem că e este model al lui C sau că e satisface C şi scriem $e \vDash C$ dacă există $L \in C$ a.î. $e \vDash L$.

Definiţia 11.13

O clauză C se numeşte

(i) satisfiabilă dacă are un model.

(ii) validă dacă orice evaluare $e : V \to \{0, 1\}$ este model al lui C.

Definiţia 11.14

O clauză C este trivială dacă există un literal L a.î. $L, L^c \in C$.

Propoziţia 11.15

(i) Orice clauză nevidă este satisfiabilă.

(ii) Clauza vidă $\square$ este nesatisfiabilă.

(iii) O clauză este validă ddacă este trivială.

Demonstraţie. Exerciţiu.

Fie $\mathcal{S} = \{C_1, \ldots, C_m\}$ este o mulţime de clauze.

Dacă $m = 0$, obţinem mulţimea vidă de clauze $\emptyset$.

$\mathcal{S}$ este considerată implicit ca o formulă în FNC: conjuncţie de disjuncţii ale literalilor din fiecare clauză.

Definiţia 11.16

Fie $e : V \to \{0, 1\}$. Spunem că *e este model al lui* $\mathcal{S}$ sau că *e satisface* $\mathcal{S}$ şi scriem $e \vDash \mathcal{S}$ dacă $e \vDash C_i$ pentru orice $i \in \{1, \ldots, m\}$.

Definiţia 11.17

$\mathcal{S}$ se numeşte

(i) *satisfiabilă* dacă are un model.

(ii) *validă* dacă orice evaluare $e : V \to \{0, 1\}$ este model al lui $\mathcal{S}$.

Propoziţia 11.18

- Dacă $\mathcal{S}$ conţine clauza vidă $\square$, atunci $\mathcal{S}$ nu este satisfiabilă.
- $\emptyset$ este validă.

Demonstraţie. Exerciţiu.

Exemplu.

Arătăm că $\mathcal{S} = \{\{v_1, \neg v_3\}, \{\neg v_3, v_3\}, \{v_2, v_1\}, \{v_2, \neg v_1, v_3\}\}$ este satisfiabilă.

Considerăm $e : V \to \{0, 1\}$ a.î. $e(v_1) = e(v_2) = 1$. Atunci $e \vDash \mathcal{S}$.

Exemplu.

Arătăm că $\mathcal{S} = \{\{\neg v_1, v_2\}, \{\neg v_3, \neg v_2\}, \{v_1\}, \{v_3\}\}$ nu este satisfiabilă.

Presupunem că $\mathcal{S}$ are un model e. Atunci $e(v_1) = e(v_3) = 1$ şi, deoarece $e \vDash \{\neg v_3, \neg v_2\}$, trebuie să avem $e(v_2) = 0$. Rezultă că $e(v_2) = e^+(\neg v_1) = 0$, deci e nu satisface $\{\neg v_1, v_2\}$. Am obţinut o contradicţie.

Unei formule φ în FNC îi asociem o mulţime de clauze $\mathcal{S}_\varphi$.

Fie
$$\varphi := \bigwedge_{i=1}^{n} \left(\bigvee_{j=1}^{k_i} L_{i,j} \right),$$
unde fiecare $L_{i,j}$ este literal. Pentru orice i, fie C_i clauza obţinută considerând toţi literalii $L_{i,j}, j \in \{1, \ldots, k_i\}$ distincţi.

Fie $\mathcal{S}_\varphi$ mulţimea tuturor clauzelor $C_i, i \in \{1, \ldots, n\}$ distincte.

$\mathcal{S}_\varphi$ se mai numeşte şi forma clauzală a lui φ.

Propoziţia 11.19

Pentru orice evaluare $e : V \to \{0, 1\}$, $e \vDash \varphi$ ddacă $e \vDash \mathcal{S}_\varphi$.

Demonstraţie. Exerciţiu.

Unei mulţimi de clauze $\mathcal{S}$ îi asociem o formulă $\varphi_{\mathcal{S}}$ în FNC astfel:

- $C = \{L_1, \ldots, L_n\}, n \geq 1 \longmapsto \varphi_C := L_1 \vee L_2 \vee \ldots \vee L_n$.
- $\Box \longmapsto \varphi_{\Box} := v_0 \wedge \neg v_0$.

Fie $\mathcal{S} = \{C_1, \ldots, C_m\}$ o mulţime nevidă de clauze. Formula asociată lui $\mathcal{S}$ este

$$\varphi_{\mathcal{S}} := \bigwedge_{i=1}^{m} \varphi_{C_i}.$$

Formula asociată mulţimii vide de clauze este $\varphi_{\emptyset} := v_0 \vee \neg v_0$.

Formula $\varphi_{\mathcal{S}}$ nu este unic determinată, depinde de ordinea în care se scriu elementele în clauze şi în $\mathcal{S}$, dar se observă imediat că: $\mathcal{S} = \mathcal{S}'$ implică $\varphi_{\mathcal{S}} \sim \varphi_{\mathcal{S}'}$.

Propoziţia 11.20

Pentru orice evaluare $e : V \to \{0, 1\}$, $e \vDash \mathcal{S}$ ddacă $e \vDash \varphi_{\mathcal{S}}$.

Demonstraţie. Exerciţiu.

Definiţia 11.21

Fie C_1, C_2 două clauze. O clauză R se numeşte rezolvent al clauzelor C_1, C_2 dacă există un literal L a.î. $L \in C_1$, $L^c \in C_2$ şi

$$R = (C_1 \setminus \{L\}) \cup (C_2 \setminus \{L^c\}).$$

Regula Rezoluţiei

$$Rez \qquad \frac{C_1, C_2}{(C_1 \setminus \{L\}) \cup (C_2 \setminus \{L^c\})}, \quad L \in C_1, L^c \in C_2$$

Notăm cu $Res(C_1, C_2)$ mulţimea rezolvenţilor clauzelor C_1, C_2.

- Rezoluţia a fost introdusă de Blake (1937) şi dezvoltată de Davis, Putnam (1960) şi Robinson (1965).
- Multe demonstratoare automate de teoreme folosesc rezoluţia. Limbajul PROLOG este bazat pe rezoluţie.

Exemplu.
Fie $C_1 = \{v_1, v_2, \neg v_5\}$ şi $C_2 = \{v_1, \neg v_2, v_{100}, v_5\}$.

- Luăm $L := \neg v_5$. Atunci $L \in C_1$ şi $L^c = v_5 \in C_2$. Prin urmare, $R = \{v_1, v_2, \neg v_2, v_{100}\}$ este rezolvent al clauzelor C_1, C_2.
- Dacă luăm $L' := v_2$, atunci $L' \in C_1$ şi $L'^c = \neg v_2 \in C_2$. Prin urmare, $R' = \{v_1, \neg v_5, v_{100}, v_5\}$ este rezolvent al clauzelor C_1, C_2.

Exemplu.
Fie $C_1 = \{v_7\}$ şi $C_2 = \{\neg v_7\}$.
Atunci clauza vidă $\square$ este rezolvent al clauzelor C_1, C_2.

Fie $\mathcal{S}$ o mulţime de clauze.

Definiţia 11.22

O derivare prin rezoluţie din $\mathcal{S}$ sau o $\mathcal{S}$-derivare prin rezoluţie este o secvenţă $C_1, C_2, \ldots, C_n$ de clauze a.î. pentru fiecare $i \in \{1, \ldots, n\}$, una din următoarele condiţii este satisfăcută:

(i) C_i este o clauză din $\mathcal{S}$;

(ii) există $j, k < i$ a.î. C_i este rezolvent al clauzelor C_j, C_k.

Definiţia 11.23

Fie C o clauză. O derivare prin rezoluţie a lui C din $\mathcal{S}$ este o $\mathcal{S}$-derivare prin rezoluţie $C_1, C_2, \ldots, C_n$ a.î. $C_n = C$.

Exemplu.
Fie

$$\mathcal{S} = \{\{\neg v_1, v_2\}, \{\neg v_2, \neg v_3, v_4\}, \{v_1\}, \{v_3\}, \{\neg v_4\}\}.$$

O derivare prin rezoluţie a clauzei vide $\square$ din $\mathcal{S}$ este următoarea:

$$\begin{array}{lcll}
C_1 & = & \{\neg v_4\} & C_1 \in \mathcal{S} \\
C_2 & = & \{\neg v_2, \neg v_3, v_4\} & C_2 \in \mathcal{S} \\
C_3 & = & \{\neg v_2, \neg v_3\} & C_3 \text{ rezolvent al clauzelor } C_1, C_2 \\
C_4 & = & \{v_3\} & C_4 \in \mathcal{S} \\
C_5 & = & \{\neg v_2\} & C_5 \text{ rezolvent al clauzelor } C_3, C_4 \\
C_6 & = & \{\neg v_1, v_2\} & C_6 \in \mathcal{S} \\
C_7 & = & \{\neg v_1\} & C_7 \text{ rezolvent al clauzelor } C_5, C_6 \\
C_8 & = & \{v_1\} & C_8 \in \mathcal{S} \\
C_9 & = & \square & C_9 \text{ rezolvent al clauzelor } C_7, C_8.
\end{array}$$

Pentru orice mulţime de clauze $\mathcal{S}$, notăm cu

$$Res(\mathcal{S}) := \bigcup_{C_1, C_2 \in \mathcal{S}} Res(C_1, C_2).$$

Propoziţia 11.24

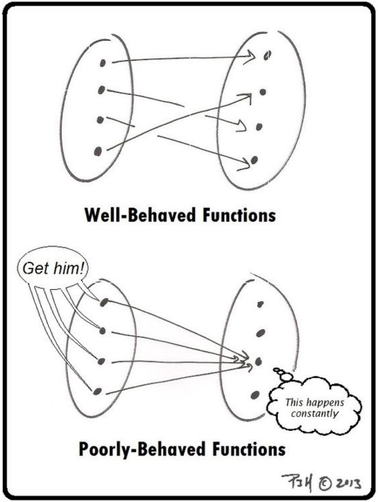
Pentru orice mulţime de clauze $\mathcal{S}$ şi orice evaluare $e : V \to \{0, 1\}$,

$$e \vDash \mathcal{S} \quad \Rightarrow \quad e \vDash Res(\mathcal{S}).$$

Teorema de corectitudine a rezoluţiei 11.25

Fie $\mathcal{S}$ o mulţime de clauze. Dacă $\square$ se derivează prin rezoluţie din $\mathcal{S}$, atunci $\mathcal{S}$ este nesatisfiabilă.

Pe data viitoare!



Conţinutul tehnic al acestui curs se regăseşte în cursul de *Logică Matematică şi Computaţională* al prof. Laurenţiu Leuştean din anul universitar 2017/2018.