FMI, Info, Anul II, 2017-2018
Programare logică

Seminar 3
Puncte fixe. Unificatori

Teorie pentru S3.1:

O *mulţime parţial ordonată (mpo)* este o pereche $(M, \leq)$ unde $\leq \subseteq M \times M$ este o relaţie de ordine (i.e., reflexivă, antisimetrică, tranzitivă). O mulţime parţial ordonată $(C, \leq)$ este *completă (cpo)* dacă C are prim element $\perp$ ($\perp \leq x$ oricare $x \in C$) şi $\bigvee_n x_n$ există în C pentru orice lanţ $x_1 \leq x_2 \leq x_3 \leq \ldots$.

Fie $(C, \leq_C)$ o mulţime parţial ordonată. Un element $a \in C$ este *punct fix* al unei funcţii $f : C \to C$ dacă $f(a) = a$. Un element $lfp \in C$ este *cel mai mic punct fix* al unei funcţii $f : C \to C$ dacă este punct fix şi pentru orice alt punct fix $a \in C$ al lui f avem $lfp \leq_C a$.

(S3.1) Care sunt punctele fixe ale următoarelor funcţii? Indicaţi cel mai punct fix.

1) $f_1 : \mathcal{P}(\{1,2,3\}) \to \mathcal{P}(\{1,2,3\})$, $f_1(Y) = Y \cup \{1\}$.

2) $f_2 : \mathcal{P}(\{1,2,3\}) \to \mathcal{P}(\{1,2,3\})$, $f_2(Y) = \begin{cases} \{1\} & \text{dacă } 1 \in Y \\ \emptyset & \text{altfel} \end{cases}$.

3) $f_3 : \mathcal{P}(\{1,2,3\}) \to \mathcal{P}(\{1,2,3\})$, $f_3(Y) = \begin{cases} \emptyset & \text{dacă } 1 \in Y \\ \{1\} & \text{altfel} \end{cases}$.

Teorie pentru S3.2:

Fie $(A, \leq_A)$ şi $(B, \leq_B)$ mulţimi parţial ordonate. O funcţie $f : A \to B$ este *monotonă (crescătoare)* dacă $a_1 \leq_A a_2$ implică $f(a_1) \leq_B f(a_2)$ oricare $a_1, a_2 \in A$.

O *clauză definită propoziţională* este o formulă care poate avea una din formele:

- q (clauză unitate)
- $p_1 \wedge \ldots \wedge p_k \to q$

unde $q, p_1, \ldots, p_n$ sunt variabile propoziţionale.

Fie S o mulţime de clauze definite propoziţionale. Fie A mulţimea variabilelor propoziţionale $p_1, p_2, \ldots$ care apar în S şi $Baza = \{p_i \mid p_i \in S\}$ mulţimea clauzelor unitate din S. Definim funcţia $f_S : \mathcal{P}(A) \to \mathcal{P}(A)$ prin

$$f_S(Y) = Y \cup Baza \cup \ \{a \in A \mid (s_1 \wedge \ldots \wedge s_n \to a) \text{ este în } S, s_1 \in Y, \ldots, s_n \in Y\}$$

(S3.2) Arătaţi că funcţia f_S este monotonă.

Teorie pentru S3.3:

Fie $(A, \leq_A)$ şi $(B, \leq_B)$ mulţimi parţial ordonate complete. O funcţie $f : A \to B$ este *continuă* dacă $f(\bigvee_n a_n) = \bigvee_n f(a_n)$ pentru orice lanţ $\{a_n\}_n$ din A. Observăm că orice funcţie continuă este crescătoare.

Pentru orice mulţime de clauze definite propoziţionale S, funcţia f_S este continuă.

Teorema 1 (Knaster-Tarski)**.** *Fie* $(C, \leq)$ *o mulţime parţial ordonată completă şi* $\mathbf{F} : C \to C$ *o funcţie continuă. Atunci*

$$a = \bigvee_n \mathbf{F}^n(\perp)$$

este cel mai mic punct fix al funcţiei $\mathbf{F}$.

(S3.3) Calculaţi cel mai mic punct fix pentru functia f_{S_i}, $i \in \{1, 2, 3\}$, pentru următoarele mulţimi de clauze definite propoziţionale:

1) $S_1 = \{x_1 \wedge x_2 \to x_3,\ x_4 \wedge x_2 \to x_5,\ x_2,\ x_6,\ x_6 \to x_1\}$.
2) $S_2 = \{x_1 \wedge x_2 \to x_3,\ x_4 \to x_1,\ x_5 \to x_2,\ x_2 \to x_5,\ x_4\}$.
3) $S_3 = \{x_1 \to x_2,\ x_1 \wedge x_3 \to x_1,\ x_3\}$.

Teorie pentru S3.4:

O *substituţie* este o funcţie parţială de la variabile la termeni, adică $\sigma : V \to Trm_{\mathcal{L}}$. Un *unificator* pentru doi termeni t_1 şi t_2 este o substituţie θ astfel încât $\theta(t_1) = \theta(t_2)$. Un unificator ν pentru t_1 şi t_2 este un *cel mai general unificator* dacă pentru orice alt unificator ν' pentru t_1 şi t_2, există o substituţie μ astfel încât $\nu' = \nu; \mu$.

Algoritmul de unificare:

	Lista soluţie S	Lista de rezolvat R
Iniţial	$\emptyset$	$t_1 \doteq t'_1, \ldots, t_n \doteq t'_n$
SCOATE	S	$R',\ t \doteq t$
	S	R'
DESCOMPUNE	S	$R',\ f(t_1, \ldots, t_n) \doteq f(t'_1, \ldots, t'_n)$
	S	$R',\ t_1 \doteq t'_1, \ldots t_n \doteq t'_n$
REZOLVĂ	S	$R',\ x \doteq t$ sau $t \doteq x$, x nu apare în t
	$x \doteq t,\ S[x \leftarrow t]$	$R'[x \leftarrow t]$
Final	S	$\emptyset$

Algoritmul *se termină normal* dacă $R = \emptyset$ (în acest caz, în S are un unificator pentru termenii din lista iniţială R).

Algoritmul este oprit cu concluzia *inexistenţei unui unificator* dacă:

(i) În R există o ecuaţie de forma $f(t_1, \ldots, t_n) \doteq g(t'_1, \ldots, t'_k)$ cu $f \neq g$. Simbolurile de constantă se consideră simboluri de funcţie de aritate 0.

(ii) În R există o ecuaţie de forma $x \doteq t$ sau $t \doteq x$ şi variabila x apare în termenul t.

(S3.4) Considerăm

- x, y, z, u, v variabile,
- a, b, c simboluri de constantă,
- $h, g, (\_)^{-1}$ simboluri de funcţie de aritate 1,
- $f, *, +$ simboluri de funcţie de aritate 2,
- p simbol de funcţie de aritate 3.

Aplicaţi algoritmul de unificare de mai sus pentru a găsi un unificator pentru termenii:

1) $p(a, x, h(g(y)))$ şi $p(z, h(z), h(u))$

2) $f(h(a), g(x))$ şi $f(y, y)$

3) $p(a, x, g(x))$ şi $p(a, y, y)$

4) $p(x, y, z)$ şi $p(u, f(v, v), u)$

5) $f(x, f(x, x))$ şi $f(g(y), f(z, g(a)))$

6) $x + (y * y)$ şi $(y * y) + z$

7) $(x * y) * z$ şi $u * u^{-1}$

8) $x * y$ şi $u * u^-1$

9) $x * y$ şi $x * (y * (u * v)^{-1})$

10) $x * y$ şi $y * (u * v)^-1$

11) $f(g(x), x)$ şi $f(y, y)$

12) $p(x, z, z)$ şi $p(y, y, b)$

13) $p(a, u, h(x))$ şi $p(y, f(y, z), z)$

14) $f(x, f(b, x))$ şi $f(f(y, a), f(b, f(z, z)))$

15) $p(x, b, x)$ şi $p(y, y, c)$

16) $f(x, y)$, $f(h(x), x)$ şi $f(x, b)$

17) $f(x, f(x, g(y)))$, $f(u, z)$ şi $f(g(y), y)$

18) $f(f(x, y), x)$, $f(g(y), z)$ şi $f(u, h(z))$

19) $f(f(x, y), x)$, $f(v, u)$ şi $f(u, h(z))$

20) $f(f(x, y), x)$, $f(v, u)$ şi $f(u, z)$

21) $f(f(g(x), h(y)), h(z))$, $f(f(u, h(h(x))), h(y))$ şi $f(v, w)$

22) $p(x, x, z)$, $p(f(a, a), y, y)$ şi $p(f(x, a), b, z)$

23) $p(x, x, z)$, $p(f(a, a), y, y)$ şi $p(x, b, z)$

24) $p(x, x, z)$, $p(f(a, a), y, y)$ şi $p(x, f(a, a), z)$

25) $p(f(x, a), g(y), z)$, $p(f(a, a), z, u)$ şi $p(v, u, z)$