SIEŤOVÁ SÉMANTIKA TERMOV PROCESNEJ ALGEBRY ACP

(PETRI NET SEMANTICS FOR ACP TERMS)

Slavomír ŠIMOŇÁK, Štefan HUDÁK
Katedra počítačov a informatiky, Fakulta elektrotechniky a informatiky, Technická univerzita v Košiciach
Letná 9, 042 00 Košice, tel. 055/602 3178, E-mail: simonak@tuke.sk, hudak@tuke.sk

SUMMARY

In computer science community exists an assertion which states, that there will not exist a single formal method for all aspects of the systems to be expressible in satisfying way. We are looking for the solution to this problem in combination of existing methods which offer complementary properties for description of discrete system. In our case the chosen methods are Petri nets and Process algebra. In case of Petri nets, very useful properties are those of automatic generation of system invariants, algorithm for solving the reachability problem and graphic representation of system. Process algebra on the other hand offers easy way for system decomposition. There is a number of reasons why a formal specification is useful, and it grows more important, as the designated system becomes larger and more complex. The advantage of formal methods usage is also the ability of validation of requirements understanding and detection of errors at early stages of system development. For large and complex systems, testing cannot prove the right functionality of the system, because it is incomplete and thus does not check the behavior of the system in all reachable states.

In paper we present a mapping $N : ACP \rightarrow PN$, which produces the Petri net semantics for given process term. So the mapping associates corresponding Petri net to the process ACP term. By the symbols ACP and PN we understand the set of all terms of process algebra ACP, and the set of all Petri nets defined in [10], respectively.

Keywords: *Petri nets, process algebra ACP, Petri net semantics for process term, elementary (Petri) nets.*

1. ÚVOD

Modely systému vytvorené použitím rôznych formálnych metód reprezentujú odlišné pohľady na rovnaký systém, teda rôznym spôsobom opisujú tú istú realitu. Ak tieto pohľady sú v určitom zmysle komplementárne, potom ich spoločné využitie môže byť výhodou pri návrhu a analýze daného systému.

V práci uvažované formalizmy sú Petriho siete a procesná algebra. Dôvodom pre voľbu týchto metód je skutočnosť, že spĺňajú podmienku vzájomnej komplementárnosti v zmysle vlastností efektívne opisovaných danou metódou. Napríklad pri opise štrukturálnych vlastností systému sa veľmi nápomocným javí formalizmus Petriho sietí, zatiaľ čo pri opise správania sa systému je možné s výhodou využiť prednosti ponúkané procesnou algebrou.

2. PROCESNÁ ALGEBRA ACP

V tejto práci bude využívaná modifikácia procesnej algebry ACP [1,2] obsahujúca aj pojem *prázdneho procesu*, ktorý je označovaný symbolom ε. Algebra ACP s pridanou konštantou ε je označovaná v [2] ako ACP$_{\varepsilon}$. V ďalšom texte je pojmom ACP teda označovaná táto modifikovaná verzia. Tabuľku axióm platných pre algebru ACP možno nájasť v [10]. Na tomto mieste uvedená tabuľka ale neobsahuje axiómy terminácie, nakoľko formalizmus Petriho sietí nerozlišuje medzi (úspešnou) termináciou a zablokovaním (deadlock - δ).

Správanie sa procesu je opísané procesným termom. Premennú (identifikátor) je možné použiť na označenie termu. Nech *Term* je množina ACP termov $(u, v \in Term)$ a *Var* je množina premenných $(x, y \in Var)$. Potom ACP term je definovaný nasledovne:

- ε je ACP term
- δ je ACP term
- $\forall a \in A : a$ je ACP term (A je množina akcií)
- premenná $x \in Var$ je ACP term
- ak u, v sú ACP termy, potom aj $u + v$, $u \cdot v$, $u \parallel v$, $u \lfloor\!\lfloor v$, $u \mid v$, $\partial_H(u)$ sú ACP termy.

Syntax procesného ACP termu $T \in Term$ je teda daná nasledujúcou schémou:
$T ::= \varepsilon \mid \delta \mid a \mid x \mid T + T \mid T \cdot T \mid T \parallel T \mid T \lfloor\!\lfloor T \mid T \mid T \mid \partial_H(T) \mid (T)$
kde ε, δ sú konštanty, $a \in A$, x je premenná, $H \subseteq A$. Ak T je ACP term tvaru $u + x, x + u, u \cdot x, x \cdot u, u \parallel x, x \parallel u, u \mid x, x \mid u, u \lfloor\!\lfloor x, x \lfloor\!\lfloor u, \partial_H(x)$, potom hovoríme, že T *obsahuje* premennú x. Premenná x sa nazýva *voľná* v terme T, ak $x \in Free(T)$. Procesný term T sa nazýva *otvorený*, ak $Free(T) \neq \emptyset$, ináč sa T nazýva *uzavretý*, kde $Free()$ je zobrazenie definované takto:

Definícia 1. Zobrazenie pre určenie voľných premenných $Free : Term \rightarrow 2^{Var}$ je definované takto:

- $Free(x) = Free(T)$, ak $x = T$
- $Free(x) = \{x\}$, ináč
- $Free(\delta) = \emptyset$
- $Free(\varepsilon) = \emptyset$

- $Free(a) = \varnothing$
- $Free(T_1 + T_2) = Free(T_1) \cup Free(T_2)$
- $Free(T_1 \cdot T_2) = Free(T_1) \cup Free(T_2)$
- $Free(T_1 \| T_2) = Free(T_1) \cup Free(T_2)$
- $Free(T_1 \mathbin{\|\!\!\lfloor} T_2) = Free(T_1) \cup Free(T_2)$
- $Free(T_1 | T_2) = Free(T_1) \cup Free(T_2)$
- $Free((T_1)) = Free(T_1)$

Jedná sa o modifikovanú definíciu funkcie $Free()$ uvedenú v [7]. V príspevku je teda definovaná sieťová sémantika procesných termov algebry ACP. Pravidlá pre prevod ACP termov na zodpovedajúce Petriho siete sú založené na kompozícii *elementárnych* sietí, ktoré reprezentujú akcie ACP, pomocou sieťových operácií, ktoré korešpondujú s operáciami zo signatúry algebry ACP. V práci sú definované sieťové operácie korešpondujúce s operáciami algebry $+, \cdot, \|, \partial_H$, nakoľko operátor $\mathbin{\|\!\!\lfloor}$ je pomocným operátorom v algebre ACP a bol zavedený za účelom konečnej axiomatizácie paralelnej kompozície. Operátor komunikácie | je rovnako vynechaný, nie však možnosť komunikácie medzi procesmi, lebo táto je súčasťou paralelnej kompozície v ACP a táto črta je pri prevodoch zachovaná a operáciou paralelnej kompozície Petriho sietí podporovaná. Procesná algebra ACP podporuje len binárne komunikácie (dve komunikujúce akcie, handshaking) a komunikácie vyšších rádov nie sú podporované $(a | b | c = \delta)$.

3. PETRIHO SIETE

Štandardnú definíciu Petriho siete (uvedenú napr. v [10]) rozšírime o pomocné funkcie pre definíciu iniciálnych a finálnych miest siete (i, f) a o funkciu pre priradenie návestia k prechodu i miestu siete (l).

Definícia 2. Pomocné funkcie $i(p)$ a $f(p)$ určujúce množiny iniciálnych, resp. finálnych miest I resp. F v Petriho sieti sú definované takto:

$$i : P \to \{0,1\}, I(P) = \{p \in P \mid i(p) = 1\}$$

$$f : P \to \{0,1\}, F(P) = \{p \in P \mid f(p) = 1\}$$

Návestia jednotlivým prechodom resp. miestam siete sú priradené pomocou funkcie l takto:

$$l_P : P \to L_P$$

$$l_T : T \to L_T$$

kde L_P a L_T sú univerzálne množiny návestí miest, resp. prechodov.

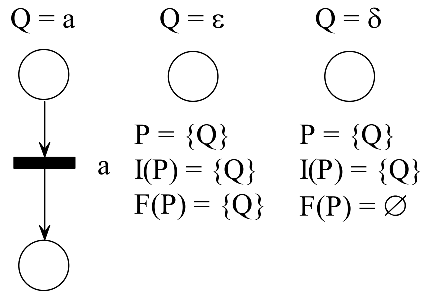
4. ELEMENTÁRNE SIETE

Elementárne siete zodpovedajúce akciám ACP definujeme takto:

Nech proces Q je reprezentovaný ACP termom a, teda $Q = a$, potom zodpovedajúca Petriho sieť ($N(Q) = N_a$) má tvar podľa Obr. 1, kde $N_a = (P, T, pre, post)$, $I(P) = \{Q\}$, $F(P) = \{Q'\}$, $P = \{Q, Q'\}$, $T = \{a\}$, $pre(Q, a) = 1$ a $post(Q', a) = 1$.

Ak $Q = \delta$, potom zodpovedajúca Petriho sieť ($N(Q) = N_\delta$) má tvar podľa Obr. 1, kde $N_\delta = (P, T, pre, post)$, $I(P) = \{Q\}$, $F(P) = \varnothing$, $P = \{Q\}$, $T = \varnothing$, $pre = \varnothing$ a $post = \varnothing$.

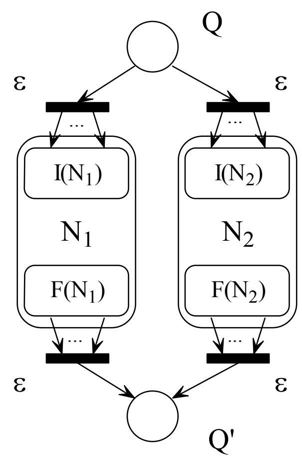
Ak $Q = \varepsilon$, potom zodpovedajúca Petriho sieť ($N(Q) = N_\varepsilon$) má tvar podľa Obr. 1, kde $N_\varepsilon = (P, T, pre, post)$, $I(P) = \{Q\}$, $F(P) = \{Q\}$, $P = \{Q\}$, $T = \varnothing$, $pre = \varnothing$ a $post = \varnothing$.



Obr. 1 Elementárne Petriho siete
Fig. 1 Elementary Petri nets

5. SIEŤOVÉ OPERÁCIE

V tejto časti sú definované operácie na Petriho sieťach, ktoré zodpovedajú skôr uvedeným operátorom algebry ACP. Jedná sa o operácie pre vytváranie Petriho siete predstavujúcej sieťovú sémantiku zadaného procesného termu na základe štruktúry tohto termu, teda vlastne o konštrukciu zobrazenia N pre konkrétny ACP term.



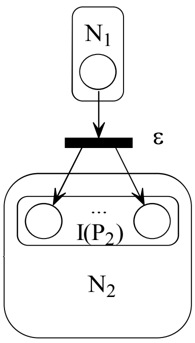
Obr. 2 Alternatívna kompozícia
Fig. 2 Alternative composition

Alternatívnou kompozíciou (+) dvoch Petriho sietí N_1 a N_2 vzniká nová sieť N, ktorá pozostáva z miest a prechodov pôvodných sietí (N_1, N_2) ku ktorým sú pridané štyri nové prechody s návestím prázdnej akcie ε a dve miesta, z ktorých prvé sa stáva iniciálnym miestom celej kompozície. Alternatívnu kompozíciu n-sietí dosiahneme n-1 násobným aplikovaním binárnej kompozície. Vo všeobecnosti môže ľubovoľná z komponovaných sietí mať viacero iniciálnych miest, teda $|I(P_i)| > 1, i \in \{1,2\}$. Alternatívna kompozícia v takomto prípade je znázornená na Obr. 2.

Definícia 3. Alternatívnou kompozíciou sietí $N_1 = (P_1, T_1, pre_1, post_1)$ a $N_2 = (P_2, T_2, pre_2, post_2)$ je sieť $N = (P, T, pre, post)$ taká, že platí:

- $P = P_1 \cup P_2 \cup \{p_Q\} \cup \{p_{Q'}\}$, kde p_Q, $p_{Q'}$ sú pridané miesta
- $T = T_1 \cup T_2 \cup \{t_{\varepsilon_1}, t_{\varepsilon_2}, t_{\varepsilon_3}, t_{\varepsilon_4}\}$, kde $t_{\varepsilon_i}, 1 \le i \le 4$ sú pridané prechody s návestím prázdnej akcie ε
- $pre = pre_1 \cup pre_2 \cup \{(p_Q, t_{\varepsilon_1}), (p_Q, t_{\varepsilon_2})\} \cup \{(p, t_{\varepsilon_3}) \mid p \in F(P_1)\} \cup \{(p, t_{\varepsilon_4}) \mid p \in F(P_2)\}$
- $post = post_1 \cup post_2 \cup \{(p, t_{\varepsilon_1}) \mid p \in I(P_1)\} \cup \{(p, t_{\varepsilon_2}) \mid p \in I(P_2)\} \cup \{(p_{Q'}, t_{\varepsilon_3}), (p_{Q'}, t_{\varepsilon_4})\}$
- $I(P) = \{p_Q\}, F(P) = \{p_{Q'}\}$
- $l_P(p_Q) = Q, l_T(t_{\varepsilon_1}) = \varepsilon, l_T(t_{\varepsilon_2}) = \varepsilon$

Teda v prípade, že alternatívnou kompozíciou komponované Petriho siete nemajú finálne miesta, nemá ich ani výsledná kompozícia ($F(P) = \varnothing$).



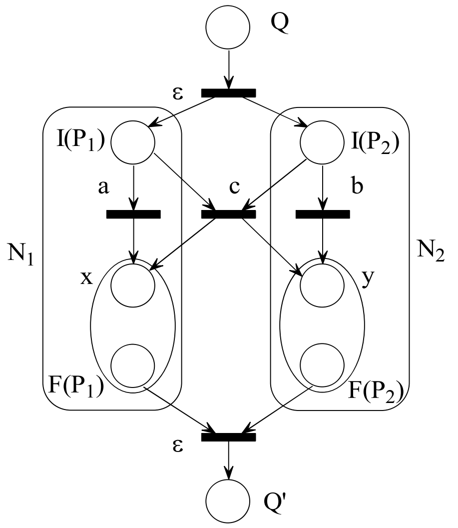
Obr. 3 Sekvenčná kompozícia
Fig. 3 Sequential composition

Sekvenčnou kompozíciou ($\cdot$) dvoch Petriho sietí N_1 a N_2 je vytvorená nová sieť N, ktorá pozostáva z miest a prechodov pôvodných sietí (N_1, N_2) ku ktorým je pridaných toľko prechodov s návestím prázdnej akcie ε, koľko je finálnych miest v prvej z komponovaných sietí N_1. Ak teda prvá zo sietí neobsahuje finálne miesta ($F(P_1) = \varnothing$), potom sa pripojenie druhej z komponovaných sietí neuskutoční. Sekvenčnú kompozíciu n-sietí dosiahneme n-1 násobným aplikovaním binárnej kompozície. Sekvenčná kompozícia je znázornená na Obr. 3.

Definícia 4. Sekvenčnou kompozíciou dvoch sietí $N_1 = (P_1, T_1, pre_1, post_1)$ a $N_2 = (P_2, T_2, pre_2, post_2)$ je Petriho sieť $N = (P, T, pre, post)$ taká, že platí:

- $P = P_1 \cup P_2$
- $T = T_1 \cup T_2 \cup \{t_{\varepsilon_1}, ..., t_{\varepsilon_n}\}$, kde $n = |F(P_1)|$
- $pre = pre_1 \cup pre_2 \cup \{(p_{i_1}, t_{\varepsilon_1}), ..., (p_{i_n}, t_{\varepsilon_n})\}$, kde $F(P_1) = \{p_{i_1}, ..., p_{i_n}\}$
- $post = post_1 \cup post_2 \cup \{(p, t_{\varepsilon_1}) \mid p \in I(P_2)\} \cup ... \cup \{(p, t_{\varepsilon_n}) \mid p \in I(P_2)\}$
- $I(P) = I(P_1), F(P) = F(P_2)$
- $l_T(t_{\varepsilon_1}) = \varepsilon, ..., l_T(t_{\varepsilon_n}) = \varepsilon$

Paralelná kompozícia (‖) ako operácia na dvoch Petriho sietiach N_1 a N_2 produkuje novú sieť N, ktorá pozostáva z miest a prechodov pôvodných sietí (N_1, N_2) ku ktorým sú pridané dve nové miesta a dva prechody s návestím prázdnej akcie ε, ako aj prechody reprezentujúce akcie, ktoré sú výsledkom komunikácie (ak táto môže nastať). Paralelnú kompozíciu n-sietí dosiahneme n-1 násobným aplikovaním binárnej kompozície. Paralelná kompozícia znázornená na Obr. 4 pre jednoduchosť obsahuje Petriho siete s jedným iniciálnym a jedným finálnym miestom, ak je definovaná komunikačná funkcia $\gamma(a,b) = c$, pričom $N(a \cdot x) = N_1$ a $N(b \cdot y) = N_2$.



Obr. 4 Paralelná kompozícia
Fig. 4 Parallel composition

Definícia 5. Paralelnou kompozíciou dvoch sietí $N_1 = (P_1, T_1, pre_1, post_1)$ a $N_2 = (P_2, T_2, pre_2, post_2)$ je Petriho sieť $N = (P, T, pre, post)$ taká, že platí:

- $P = P_1 \cup P_2 \cup \{p_Q\} \cup \{p_{Q'}\}$, kde $l_P(p_Q) = Q, l_P(p_{Q'}) = Q'$

- $T = T_1 \cup T_2 \cup \{t_{\varepsilon_1}, t_{\varepsilon_2}\} \cup T_c$, kde
  $T_c = \{t_{i,j} \mid t_i \in T_1, t_j \in T_2, l_T(t_i) = a, l_T(t_j) = b,$
  $\gamma(a,b) = c, c \neq \delta, a \in \alpha(X), b \in \alpha(Y),$
  $N_1 = N(X), N_2 = N(Y), l_T(t_{i,j}) = c\}$
- $pre = pre_1 \cup pre_2 \cup \{(p_Q, t_{\varepsilon_1})\} \cup \{(p_i, t_{\varepsilon_2})$
  $\mid p_i \in F(P_1) \cup F(P_2)\} \cup \{(p_l, t_{i,j})$
  $\mid p_l \in^{\bullet}(t_i) \cup^{\bullet}(t_j), t_{i,j} \in T_c\}$
- $post = post_1 \cup post_2 \cup \{(p_{Q'}, t_{\varepsilon_2})\} \cup \{(p_i, t_{\varepsilon_1})$
  $\mid p_i \in I(P_1) \cup I(P_2)\} \cup \{(p_l, t_{i,j})$
  $\mid p_l \in (t_i)^{\bullet} \cup (t_j)^{\bullet}, t_{i,j} \in T_c\}$
- $I(P) = \{p_Q\}, F(P) = \{p_{Q'}\}$
- $l_P(p_Q) = Q, l_P(p_{Q'}) = Q', l_T(t_{\varepsilon_1}) = \varepsilon, l_T(t_{\varepsilon_2}) = \varepsilon,$
  $l_T(t_{c_i}) = c_i$

Zapúzdrenie (encapsulation ∂_H) predstavuje operáciu, ktorej aplikáciou na Petriho sieť N ($\partial_H(N)$) vzniká nová sieť N', ktorá neobsahuje prechody, ktorých mená návestí sú dané množinou H. T.j. v prípade, že Petriho sieť N obsahuje prechody ktorých mená návestí patria do množiny H, potom sú tieto odstránené spolu s incidentnými hranami.

Definícia 6. Aplikáciou operácie zapúzdrenia ∂_H, kde $H \in \{a \mid t \in T, l_T(t) = a\}$ na Petriho sieť $N = (P, T, pre, post)$ vzniká sieť $N' = (P', T', pre', post')$, pričom platí:

- $P' = P$
- $T' = T - \{t_i \mid l_T(t_i) \in H\}$, teda $T' = T - T_H$
- $pre' = pre - \{(p_i, t_j) \mid t_j \in T_H, p_i \in ({}^{\bullet}t_j)\}$
- $post' = post - \{(p_i, t_j) \mid t_j \in T_H, p_i \in (t_j^{\bullet})\}$
- $I'(P) = I(P), F'(P) = F(P)$
- $l_P(p) = l_P(p), p \in P$
- $l_T(t) = l_T(t), t \in T - T_H$

Tvar Petriho siete pre procesný term tvorený jedinou akciou je definovaný v časti 3. Pre prevod komplexnejších termov, vytvorených použitím operátorov algebry ACP ($+, \cdot, \|, \partial_H$) sme definovali korešpondujúce operátory na Petriho sietiach.

Definícia 7. Pre získanie sieťovej sémantiky ACP termov definujeme tieto pravidlá:

- $N(Q + R) = N(Q) + N(R)$
- $N(Q \cdot R) = N(Q) \cdot N(R)$
- $N(Q \| R) = N(Q) \| N(R)$
- $N(\partial_H(Q)) = \partial_H(N(Q))$

Pravidlá vyjadrujú vzťah medzi operáciami zo signatúry procesnej algebry ACP ($+, \cdot, \|, \partial_H$) a operáciami definovanými (Definície 3 až 6) na Petriho sieťach (pravá strana rovností). Q resp. R predstavujú procesné ACP termy a $N(Q)$ resp. $N(R)$ im prislúchajúce Petriho siete.

Uvedené pravidlá pre kompozíciu Petriho sietí platia všeobecne pre ľubovoľné siete vytvorené v súlade s uvedenou definíciou a správne definovanými množinami iniciálnych a finálnych miest. Keďže nami definované elementárne siete obsahujú vždy len jedno iniciálne miesto a uvedené sieťové operácie túto skutočnosť ďalej zachovávajú, výsledné siete získané aplikáciou operácií na tieto siete majú rovnako jedno iniciálne miesto. Takáto sieť je teda inicializovaná značením, ktoré zodpovedá jednej značke v tomto iniciálnom mieste kompozície.

ACP termom ktoré obsahujú premenné, je možné priradiť ich sieťovú reprezentáciu, pokiaľ tieto premenné nie sú voľné v systéme rovností špecifikujúcich systém. Neuvažujeme teda voľné premenné, ktoré term parametrizujú. Pri konštrukcii kompozície postupujeme tak, že miesta, ktorým sú priradené rovnaké návestia (mená premenných) stotožníme. Následne sa po každej operácii kompozície vykonáva optimalizácia výslednej siete, ktorá pozostáva z odstránenia jednoduchých ε-prechodov (prechodov s návestím ε, ktoré majú práve jedno pre-miesto a jedno post-miesto). Zo siete sú tiež odstránené obidve hrany incidujúce s odstraňovaným prechodom a príslušné dve miesta sú stotožnené. Časti siete, ktoré stratili po stotožnení miest s rovnakým návestím prepojenie s hlavnou časťou siete (ktorá obsahuje iniciálne miesto celej kompozície) sú odstránené. Táto optimalizácia sa nevykonáva v prípade, že miesta incidujúce s takýmto prechodom nesú mená rôznych premenných. Ak jedno zo stotožňovaných miest nesie meno premennej, toto meno je priradené aj výslednému miestu po stotožnení.

Preferovaný je postup kompozície zdola-nahor, teda spájanie jednotlivých sietí reprezentujúcich fragmenty zdrojového procesného termu do výslednej kompozície korešpondujúcej s daným procesným termom.

Zhrnutím uvedeného je algoritmus prevodu zadaného ACP termu na Petriho sieť.

Algoritmus: ACP2PETRI
Vstup: Uzavretý ACP term
Výstup: Petriho sieť zodpovedajúca zadanému termu
Postup:

- Zostavenie výslednej Petriho siete
  - aplikácia pravidiel kompozície (Definície 3-7) na zdrojový ACP term
  - Odstránenie jednoduchých ε-prechodov
  - Stotožnenie miest s rovnakými návestiami
  - Odstránenie izolovaných častí konštruovanej siete
- Aplikácia operácie zapúzdrenia ∂_H (ak je definovaná)

- Inicializácia siete značením pozostávajúcim zo značky umiestnenej v iniciálnom mieste celej kompozície

6. LINGVISTICKÁ SÉMANTIKA

Cieľom na tomto mieste je preukázať zhodné lingvistické správanie sa procesného ACP termu a jeho sieťovej reprezentácie získanej na základe poznatkov obsiahnutých v tejto kapitole. Lingvistickú sémantiku ACP termov definujeme takto:

- $[\![a]\!] = \{a\}$
- $[\![\varepsilon]\!] = \{\varepsilon\}$
- $[\![\delta]\!] = \{\varepsilon\}$
- $[\![u+v]\!] = \{u\} \cup \{v\}$
- $[\![u \cdot v]\!] = [\![u]\!] \cdot [\![v]\!] = \{xy \mid x \in [\![u]\!], y \in [\![v]\!]\}$
- $[\![u \parallel v]\!] = [\![u \lfloor\!\lfloor v]\!] \cup [\![v \lfloor\!\lfloor u]\!] \cup [\![u \mid v]\!] =$ $[\![a(u' \parallel v)]\!] \cup [\![b(u \parallel v')]\!] \cup [\![c(u' \parallel v')]\!]$, kde $u = au', v = bv', \gamma(a,b) = c$
- $[\![\partial_H(a)]\!] = \{a\}$ ak $a \notin H$
- $[\![\partial_H(a)]\!] = \{\varepsilon\}$ ak $a \in H$
- $[\![\partial_H(u+v)]\!] = [\![\partial_H(u)]\!] \cup [\![\partial_H(v)]\!]$
- $[\![\partial_H(u \cdot v)]\!] = [\![\partial_H(u) \cdot \partial_H(v)]\!]$

Kde u, v sú ACP termy, $a \in A$, $\gamma()$ je komunikačná a $[\![]\!]: ACP \to A^*$ je sémantická funkcia.

Lingvistická sémantika Petriho siete je daná jej jazykom, teda množinou prípustných výpočtov v sieti. Ak jazyk Petriho siete je definovaný takto

$$L(N) = \{\sigma \in T^* \mid m_0 \overset{\sigma}{\vdash} m\}$$

potom lingvistická sémantika $[\![N]\!]$ je určená menami návestí prechodov v sekvencii σ, teda:

$$[\![N]\!] = \{\alpha \mid \alpha = l_T(t_1), \dots, l(t_r); \sigma = t_1, \dots, t_r; \sigma \in L(N)\}$$

Veta 1. Pre ACP term x a jeho sieťovú reprezentáciu $N(x)$ platí, že ich lingvistická sémantika je totožná, t.j. $[\![x]\!] = [\![N(x)]\!]$.

Dôkaz k vete 1 z priestorových dôvodov v tomto príspevku nie je uvedený a čitateľ ho môže nájsť spolu s ilustračným príkladom v [10].

7. ZÁVER

V príspevku je predstavená metóda tvorby sieťovej sémantiky pre termy procesnej algebry. V častiach 2. a 3. sú vymedzené triedy použitej procesnej algebry (ACP – Algebra of Communicating Processes) a Petriho sietí pre predkladané transformácie. Nasleduje definícia sieťových operácií, ktoré korešpondujú s operáciami algebry ACP ako aj algoritmus pre konštrukciu sieťovej sémantiky procesného termu s využitím uvedených pravidiel. V závere je definovaná lingvistická sémantika pre obidva použité formalizmy a uvedená veta o zhodnom lingvistickom správaní sa termu ACP i jeho sieťovej reprezentácie.

LITERATÚRA

[1] Baeten, J.C.M.: *Applications of process algebra*, Cambridge University Press, United Kingdom, 1990.

[2] Baeten, J.C.M., Weijland, W.P.: *Process Algebra*, Cambridge University Press, ISBN 0 521 40043 0, pp.248, 1990.

[3] Glabbeek, R. J.: *Bisimulation*, http://citeseer.nj.nec.com/326626.html

[4] Goltz, U.: *On Representing CCS Programs by Finite Petri Nets*, LNCS 324, pp. 339-350, ISBN 3-540-50110-X, Springer-Verlag, 1988.

[5] Hudák, Š., Šimonák, S.: *Using Petri Nets and Process Algebra in FDT Interfacing*, Proceedings of the fifth international scientific conference Electronic Computers and Informatics 2002, Košice-Herlany, Slovakia, ISBN 80-7099-879-2, Pp. 8-13,October 10-11, 2002.

[6] Hudák, Š., Šimonák, S.: *APC - Algebra of Process Components*, Proceedings of EMES'03, Oradea, Romania, May 2003.

[7] Korbař, F.: *STC - A Structural Theory for Modelling of Concurrency*, Research Report DC-92-09, Department of computers, Czech Technical University, Prague, Czechoslovakia, 1992.

[8] Olszewski, J.: *Representing Closed CCS Systems by Petri Nets*, UNSW-CSE-TR-9412, University of New South Wales, Australia, pp.19, 1994.

[9] Paige, R.F.: *Formal Method Integration via Heterogeneous Notations*, PhD Dissertation, November 1997. http://citeseer.nj.nec.com/paige97formal.html

[10] Šimoňák, S.: *Integrácia formálnych metód s využitím transformácií Petriho sietí a procesných algebier*, Dizertačná práca, KPI FEI TU Košice, pp.112, 2003.

BIOGRAPHY

Štefan Hudák was born on August 25, 1939. He graduated from Moscow Institute of Energy, Faculty of Radioengineering in 1962. He obtained his PhD degree in Technical Cybernetics in 1977 from Slovak Technical University and DrSc degree in Theoretical Informatics in 1997 from T.Schevchenko University, Kiew, Ukraine. He is now Professor of Computing and Informatics at Faculty of Electrical Engineering and Informatics, Technical University in Košice. His interests are in automata theory, formal description techniques, Petri Nets and time-critical systems.

Slavomír Šimoňák was born on 23.9.1974. In 1998 he graduated (MSc.) at the Department of Computers and Informatics of the Faculty of Electrical Engineering and Informatics at Technical University in Košice. He is now PhD candidate in Informatics at DCI FEI TU. His scientific research is focusing on formal methods for design and analysis of discrete systems, primarily on Petri nets and process algebra. In addition, he also investigates problems related to time-critical systems.