SYSTÉMY GRAMATIK A AUTOMATŮ

REFERÁT

AUTOR PRÁCE Ing. PATRIK PETŘÍK

BRNO 2009

Obsah

Kapitola 1

Úvod

V této práci přiblížíme problematiku systémů, které jsou založeny na komponentách, jež jsou gramatikami či automaty. Systémy, které obsahují pouze jeden typ uvedených komponent, ať už pouze gramatiky či pouze automaty, jsou nám inspirací a využíváme je při porovnávání jejich vlastností s vlastnostmi studovaných systémů.

Obecně systémům, tedy strukturám, které se skládají z více komponent, bylo věnováno nejprve hodně pozornosti v oblasti gramatik. Tyto systém jsou nazývány jako gramatické systémy. Byly rozděleny na základní skupiny jako jsou PC gramatické systémy a CD gramatické systémy. Více o těchto systémech lze nalézt v [1].

Studiu automatových systémů tolik pozornosti jako gramatickým systémům věnováno nebylo. Přesto existují definice těchto systémů, které jsou obdobně založeny na podobných principech, jako jsou gramatické systémy. Tedy opět existují jak PC automatové systémy, tak CD automatové systémy.

V této práci tedy připomeneme některé poznatky, jak z oblasti automatových, tak z oblasti gramatických systémů. Nastíníme motivaci toho, proč studovat systémy, které kombinují automaty a gramatiky a tyto systémy přiblížíme a to, jak z pohledu teoretického, tak z pohledu praktického.

V práci postupně přiblížíme definice tzv. homogenních systémů, tedy systémů, jejichž komponenty mají stejnou vyjadřovací sílu. Postupně uvedeme systémy, jejichž komponenty jsou konečné automaty či pravé (levé) lineární gramatiky a systémy, jejichž komponenty jsou zásobníkové automaty či bezkontextové gramatiky. V dalším se budeme zabývat systémy jejichž komponenty mají různou vyjadřovací sílu. Zde se bude jednat o tzv. heterogenní systémy. Na závěr uvedeme některé složitější systémy.

Kapitola 2

Gramatické systémy

V této kapitole připomeneme některé základní pojmy z problematiky gramatických systémů. Většinu těchto pojmů jsme čerpali z [1].

Gramatickým systémem rozumíme množinu gramatik, které spolupracují na základě jistého protokolu za účelem generování jazyka. Gramatické systémy dělíme na dvě skupiny. U CD gramatických systémů je v daný okamžik aktivní vždy pouze jedna komponenta. Jedná se tedy o tzv. sekvenční přístup. Opakem těchto systémů jsou tzv. PC systémy, u nichž může v daný okamžik být aktivních více komponent. V následujícím textu přiblížíme některé důležité definice z oblasti gramatických systémů.

Definice 2.1: CD gramatický systém stupně n, $n \geq 1$ je $(n+3)$-tice

$$\Gamma = (N, T, S, P_1, P_2, \ldots, P_n),$$

kde N, T jsou disjunktní abecedy, $S \in N$ a $P_1, \ldots, P_n$ jsou konečné množiny přepisovacích pravidel nad množinou $N \cup T$. Prvky množiny N nazýváme nonterminály, prvky T terminály a $P_1, \ldots, P_n$ nazýváme komponenty systému.

Jelikož je u těchto systémů v daný okamžik aktivní pouze jedna komponenta, využívá se zde tzv. mód derivace, který určuje, kdy je aktivní daná komponenta, resp. určuje způsob předávání řízení mezi komponentami. Pokud označíme mód derivace f, potom platí: $f \in \{*, t\} \cup \{\leq k, = k, \geq k, k \geq 1\}$.

Co se týče síly jazyka, kterou mají tyto systémy platí, že systémy „pracující“ v jakémkoli výše uvedeném módu derivace, které mají regulární, lineární, kontextové nebo typ-0 komponenty, nepřináší, co se týče síly generovaného jazyka nic nového, tj. generují regulární, lineární, kontextové nebo rekurzivně vyčíslitelné jazyky. Toto vše plyne z [1].

Tyto systémy mají následující vlastnosti.

Věta 2.1: Nechť $CD_n(f)$ značí třídu jazyků CD gramatických systémů stupně n, $n \geq 1$, obsahující bezkontextová pravidla a pracující v módu derivace f. Potom platí:

$CD_\infty(f) = CD_3(f)$. pro $f \in \{t\}$,

$CF = CD_1(f) \subset CD_2(f) \subseteq CD_r(f) \subseteq CD_\infty(f)$, pro všechna $f \in \{= k, \geq k | k \geq 2\}, r \geq 3$.

Následuje příklad těchto systémů.

Příklad 2.1: Uvažujme následující CD gramatický systém:

$$\Gamma_1 = (\{S, A, A', B, B'\}, \{a, b, c\}, S, P_1, P_2),$$

$$P_1 = (S \to S, S \to AB, A' \to A, B' \to B),$$

$$P_2 = (A \to aA'b, B \to cB', A \to ab, B \to c).$$

Lze ověřit, že platí $L_{\geq 1}(\Gamma_1) = \{a^n b^n c^m | m, n \geq 1\}$. Tedy například: $S \Rightarrow_{P_1} AB \Rightarrow_{P_2} aA'bB \Rightarrow_{P_1} aAbB \Rightarrow_{P_2} aAbcB' \Rightarrow_{P_1} aAbcB \Rightarrow_{P_2} aAbcc \Rightarrow_{P_2} aaA'bbcc \Rightarrow_{P_1} aaAbbcc \Rightarrow_{P_2} aaabbbcc$.

Dalším rozšířením klasických CD gramatických systémů jsou hybridní CD gramatické systémy. U této formy systémů mohou mít jednotlivé komponenty rozdílné módy derivace.

PC systémy, tedy systémy, kdy je v rámci jednoho derivačního kroku aktivních více komponent definujeme následovně.

Definice 2.2: PC gramatický systém stupně n, $n \geq 1$ je $(n+3)$-tice

$$\Gamma = (N, K, T, (S_1, P_1), \ldots, (S_n, P_n)),$$

kde N je abeceda nonterminálů, T abeceda terminálů, $K = \{Q_1, Q_2, \ldots, Q_n\}$, množiny N, K, T jsou vzájemně disjuktní, P_i je množina přepisovacích pravidel nad $N \cup K \cup T$ a $S_i \in N$ pro všechna $0 \leq i \leq n$.

Jednotlivé komponenty v případě těchto systémů pracují na svých větných formách a řízení komponent je realizováno komunikačními symboly. Jazyk celého systému je jazyk, který generuje první komponenta tzv. master. Těchto systémů existuje několik druhů, liší se tím, zdali komunikaci může provádět pouze jedna komponenta či více komponent, zdali po komunikaci dochází k návratu ve větné formě či nikoli. Více o těchto systémech viz. [1].

Na pomezí těchto systémů tedy PC systémů a CD systémů jsou tzv. CD gramatické systémy obsahující týmy. V jejich případě může být v rámci derivačního kroku aktivních více komponent, které jsou sdruženy do týmů, jež tak určují, které komponenty mohou být současně aktivní. Předávání řízení mezi týmy je prováděno na stejném principu jako u CD gramatických systémů.

Definice 2.3: CD gramatický systém s předepsanými týmy je konstrukce

$$\Gamma = (N, T, S, P_1, P_2, \ldots, P_n, R_1, R_2, \ldots, R_m),$$

kde $(N, T, S, P_1, P_2, \ldots, P_n)$ je CD gramatický systém a $R_1, R_2, \ldots, R_m$ jsou podmnožiny množiny $\{P_1, P_2, \ldots, P_n\}$, které nazýváme týmy. Tým $R_i = \{P_{j_1}, \ldots, P_{j_s}\}$ je v rámci derivačního kroku použit následovně:

$$x \Rightarrow_{R_i} y$$

tehdy a jen tehdy, pokud $x = x_1 A_1 x_2 A_2 \cdots x_s A_{s+1}$, $y = x_1 y_1 x_2 y_2 \cdots x_s y_{s+1}$, $x_l \in (N \cup T)^*$, $1 \leq l \leq s+1$, $A_r \to y_r \in P_{j_r}$, $1 \leq r \leq s$.

Derivační krok týmu se skládá z aplikace právě jednoho pravidla z každé komponenty týmu paralelně vzhledem k módu derivace. Tedy jako u všech CD systémů, tak i u CD systémů obsahující týmy hovoříme o tzv. módu derivace. Zde za zmínku stojí především tři zvláštní případy módu derivace. A to t_0, t_1 a t_2. t_0 znamená, že tým musí přepisovat větnou formu dokud ji jako tým přepisovat může. t_1 znamená, že žádná komponenta týmu již nemůže aplikovat žádné ze svých pravidel a t_2 znamená, že tým přepisuje větnou formu dokud alespoň jedna komponenta nemůže již více aplikovat žádné ze svých pravidel.

Tyto systémy jsou podrobněji studovány v [1], zde dále uvádíme jen některé výsledky týkající se síly jazyka těchto systémů.

Věta 2.2: Nechť $PT_sCD(f)$ značí třídu jazyků generovanou CD systémem s předepsanými týmy konstantní velikosti s neobsahující ϵ-pravidla pracujícím v módu derivace f, kde $f \in \{*, t_0, t_1, t_2\} \cup \{\leq k, = k, \geq k | k \geq 1\}$. Pro případ volných týmů vynecháme písmeno P. Pokud dále neuvažujeme týmy konstantní velikosti nahradíme s symbolem $*$. Potom platí:

$PT_sCD(f) = PT_*CD(f) = MAT$, pro všechna $s \geq 2$ a $f \in \{*\} \cup \{\leq k, = k, \geq k | k \geq 1\}$,

$T_sCD(f) = PT_sCD(f) = PT_*CD(f) = T_*CD(f) = MAT_{ac}$, pro všechna $s \geq 2$ a $f \in \{t_0, t_1, t_2\}$.

Kromě gramatických systémů, které jsme uvedli výše, existují mnohé jiné systémy či gramatiky, jejichž přepisovací pravidla jsou definována tak, že v dané větné formě je přepisováno v daný okamžik více komponent, za zmínku především stojí m-paralelní n-pravá lineární maticová gramatika studována v [5] apod.

Kapitola 3

Automatové systémy

Obdobně jako jsou definovány gramatické systémy, jsou definovány i systémy automatové. V jejich případě tvoří komponenty automaty, kde základními komponentami jsou konečný automat a zásobníkový automat. V této kapitole přiblížíme tedy problematiku automatových systémů. Dále je třeba říci, že automatové systémy nejsou tak podrobně studovány jako jsou gramatické systémy.

Po vzoru gramatických systémů jsou i v této oblasti definovány tzv. CD automatové systémy a PC automatové systémy. Dále je možné se setkat i s tzv. P systémy, které představují paralelní automatové systémy.

Definice 3.1: CD automatový systém (konečných automatů) stupně n ($n - FSA$), $n \geq 1$ je pětice

$$M = (Q, V, \Delta, q_0, F),$$

kde Q je n-tice $(Q_1, Q_2, \ldots, Q_n)$, kde každé Q_i je konečná množina stavů i-té komponenty, V je vstupní abeceda, Δ je n-tice $(\delta_1, \delta_2, \ldots, \delta_n)$ přechodových funkcí, kde každá $\delta_i : Q_i \times (V \cup \{\epsilon\}) \rightarrow 2^{\cup_i Q_i}$, $1 \leq i \leq n$, $q_0 \in \cup_i Q_i$ je počáteční stav, $F \subseteq \cup_i Q_i$ je množina koncových stavů.

Výše uvedená definice je převzata z [2] a jak je uvedeno v daném zdroji, síla těchto systémů, které jsou složeny z konečných automatů je rovna síle regulární jazyků, tedy nepřináší žádné zvýšení vyjadřovací síly.

Definice 3.2: Paralelní automatový systém, jehož komponenty jsou konečné automaty ($P\ AS\ FSA$) je $(n+1)$-tice

$$AS = (\Sigma, A_1, A_2, \ldots, A_n),$$

kde Σ je vstupní abeceda, $A_i = (Q_i, \Sigma_i, R_i, s_i, F_i)$, $1 \leq i \leq n$ jsou konečné automaty (komponenty systému), kde Q_i je konečná množina stavů dané komponenty, $\Sigma_i = \Sigma$ je vstupní abeceda, $R_i = \{pa \rightarrow q | p, q \in Q_i, a \in \Sigma_i \cup \{\epsilon\}\}$ je přechodová funkce, $s_i \in Q_i$ je počáteční stav dané komponenty, $F_i \subseteq Q_i$ je množina koncových stavů a platí $\cap_{j=1}^{n} Q_j = \emptyset$.

Vyjadřovací síla těchto systémů je rovna síle $n - PRLG$, tedy síle n-paralelních pravě lineárních gramatik. Tyto paralelní systémy jsou blíže studovány v [3].

Pro přiblížení uvádíme příklad těchto systémů.

Příklad 3.1: Nechť $AS = (\{a, b, c\}, A_1, A_2, A_3)$ je $P\ AS\ FSA$, kde:

$$A_1 = (\{Q_1, Q_{f1}\}, \{a, b, c\}, R_1, Q_1, \{Q_{f1}\}),\ R_1 = \{Q_1 a \rightarrow Q_1, Q_1 \epsilon \rightarrow Q_{f1}\},$$

$$A_2 = (\{Q_2, Q_{f2}\}, \{a, b, c\}, R_2, Q_2, \{Q_{f2}\}),\ R_2 = \{Q_2 a \rightarrow Q_2, Q_2 \epsilon \rightarrow Q_{f2}\},$$

$$A_3 = (\{Q_3, Q_{f3}\}, \{a, b, c\}, R_3, Q_3, \{Q_{f3}\}),\ R_3 = \{Q_3 a \to Q_3, Q_3 \epsilon \to Q_{f3}\}.$$

Systém má tedy tři komponenty a generuje jazyk $a^n b^n c^n$. Tento systém přijme řetězec $aaabbbccc$ následovně: $Q_1 aaaQ_2 bbbQ_3 ccc \Rightarrow Q_1 aaQ_2 bbQ_3 cc \Rightarrow Q_1 aQ_2 bQ_3 c \Rightarrow Q_1 Q_2 Q_3 \Rightarrow Q_{f1} Q_{f2} Q_{f3}$.

Výše uvedené automatové systémy byly založeny na komponentách síly regulárních jazyků, tedy na konečných automatech, pro úplnost v následujícím uvádíme také systémy, jejichž komponenty jsou zásobníkové automaty.

Definice 3.3: CD automatový systém (zásobníkových automatů) stupně n ($n - PDA$), $n \geq 1$ je sedmice

$$M = (Q, V, \Gamma, \Delta, q_0, Z, F),$$

kde Q je n-tice $(Q_1, Q_2, \ldots, Q_n)$, kde každé Q_i je konečná množina stavů i-té komponenty, V je vstupní abeceda, Γ je n-tice $(\Gamma_1, \Gamma_2, \ldots, \Gamma_n)$, Δ je n-tice $(\delta_1, \delta_2, \ldots, \delta_n)$ přechodových funkcí, kde každá $\delta_i : Q_i \times (V \cup \{\epsilon\}) \times \Gamma_i \to 2^{\cup_i Q_i \times \Gamma_i^*}$, $1 \leq i \leq n$, $q_0 \in \cup_i Q_i$ je počáteční stav, Z je n-tice $(Z_1, Z_2, \ldots, Z_n)$, kde každé Z_i je počáteční symbol zásobníku i-té komponenty, $F \subseteq \cup_i Q_i$ je množina koncových stavů.

Definice 3.4: Konfigurací resp. okamžitým popisem (v originále „instantaneous description“) CD automatového systému (zásobníkových automatů) stupně n ($n{-}PDA$) rozumíme $(n+3)$-tici

$$(q, \omega, \alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n, i),$$

kde $q \in Q$, $\omega \in V^*$, $\alpha_k \in \Gamma_k^*$, $\leq i, k \leq n$.

Z [2] plyne, že již CD systém s dvěma komponentami akceptuje třídu jazyků RE a dále, že různé módy, v nichž můžou tyto systémy pracovat mají stejnou vyjadřovací sílu.

Kapitola 4

Systémy gramatik a automatů

V této stěžejní kapitole přiblížíme problematiku systémů, které kombinují gramatiky a automaty. Zdrojem nám je především práce [4]. Po vzoru této práce nejprve uvedeme obecnou definici těchto systémů a následně konkrétní varianty.

4.1 Motivace

Studiu systémů, jejichž komponenty obsahují pouze buď gramatiky a tedy generují jazyk gramatickým způsobem, kdy z axiomu jsou postupně generovány větné formy až následně je vygenerována věta obsahující pouze terminální symboly, nebo obsahují pouze automaty a přijímají společně tak daný jazyk, bylo věnováno doposud nemálo prací. Zatímco možnosti kombinovat tyto dva přístupy studován nebyl. Je otázkou, zdali je vhodné tyto přístupy kombinovat či nikoli.

Přesto snadno můžeme najít příklad, kdy by se hodil takový systém, jež by využíval jak gramatiky, tak automaty při definici daného jazyka. Takový příklad je znázorněn v poslední kapitole této práce. Další motivací je nepochybně právě fakt, že tato problematika studována nebyla.

4.2 Obecná definice

Definice 4.1: Systémem kombinující automaty a gramatiky RS rozumíme $(n+5)$-tici

$$RS = (N, T, S_0, Q_0, F, X_1, X_2, \ldots, X_n),$$

kde N je množina neterminálních symbolů, T je množina terminálních symbolů, $S_0 \subseteq N^*$ je množina počátečních řetězců, $Q_0 \subseteq N$ je množina počátečních stavů, $F \subseteq N$ je množina koncových stavů, X_i je komponenta systému pro $0 < i \leq n$. Pro X_i platí, že je tvaru:

$$X_i = (N \cup T)^* N (N \cup T)^* \rightarrow (N \cup T)^*$$

nebo

$$X_i = N \times \Gamma \rightarrow N \times \Gamma \times \{S, R, L\},$$

kde $\Gamma \supseteq T$, $\Delta \in \Gamma$, $S, \Delta, R, L \notin (N \cup T)$.

Jak je uvedeno v [4], komponenta tedy může mít buď charakter gramatiky, čili derivuje z příslušné větné formy použitím přepisovacího pravidla další větnou formu nebo může mít charakter automatu, kdy komponenta z dané konfigurace přechází do jiné konfigurace. Pojem větná forma a konfigurace se v případě těchto systémů překrývají, proto v dalším textu budeme uvažovat pouze pojem konfigurace.

Definice 4.2: Nechť RS je systém kombinující automaty a gramatiky. Konfigurace RS je řetězec

$$\chi = (N \cup T)^*.$$

Důležitým pojmem, je tzv. dílčí konfigurace.

Definice 4.3: Nechť RS je systém kombinující automaty a gramatiky a nechť χ je konfigurace tohoto systému. Potom dílčími konfiguracemi rozumíme takové podřetězce $\chi_1, \chi_2 \ldots, \chi_m$, pro které platí, že $\chi_1\chi_2 \cdots \chi_m = \chi$ a m je počet komponent, které mohou být v jednom okamžiku aktivní, čili provádět buď derivační krok či přechod.

Pojem aktivní komponenta jsme již použili u výše uvedených systémů.

Definice 4.4: Nechť $RS = (N, T, S_0, Q_0, F, X_1, X_2, \ldots, X_n)$ je systém kombinující automaty a gramatiky, X_i je aktivní komponenta pro nějaké i, $0 < i \leq n$ a nechť χ_1, χ_2 jsou konfigurace tohoto systému. Dále nechť χ_{11} je dílčí konfigurace χ_1 a χ_{21} je dílčí konfigurace χ_2 s tím, že platí:

$$x\chi_{11}y = \chi_1 \wedge x\chi_{21}y = \chi_2,$$

pro $x, y \in (N \cup T)^*$. Potom komponenta X_i může provést přechod z dílčí konfigurace χ_{11} do dílčí konfigurace χ_{21} pokud, je-li komponenta gramatika, může tato gramatika provést derivační krok z větné formy χ_{11} do větné formy χ_{21} nebo, je-li komponenta automat, může tento automat provést přechod z konfigurace χ_{11} do konfigurace χ_{21}

Následující definice představuje definici jazyka. Tato definice je neobvyklá, neboť kombinuje přístup z gramatických systémů, kdy vycházíme z axiomu a generujeme pomocí pravidel gramatik jednotlivé věty, a automatových systémů, kdy naopak na vstupu máme daný řetězec a přechodem do koncového stavu definujeme, zdali do daného jazyka patří či nikoliv. Tato definice je použita proto, neboť chceme dosáhnout co největší obecnosti.

Definice 4.5: Nechť $RS = (N, T, S_0, Q_0, F, X_1, X_2, \ldots, X_n)$ je systém kombinující automaty a gramatiky a m je právě počet aktivních komponent systému. Jazyk přijímaný tímto systémem je definován:

$$L(RS) = \{\omega | s_0 \Rightarrow^* \omega, \omega \in T^*, s_0 \in S_0, |s_0| = m\}$$

$$\cup\{\omega | q_1\alpha_1 q_2\alpha_2 \cdots q_m\alpha_m \Rightarrow^* f, \alpha_1\alpha_2 \cdots \alpha_m = \omega, q_i \in Q_0, 0 < i \leq m, \omega \in T^*, f \in N^*FN^*\}$$

Jak je zmíněno v [4], jsou gramatické či automatové systémy speciálním případem těchto systémů.

4.3 Homogenní systémy

V této podkapitole přiblížíme některé výsledky z oblasti systémů, jež kombinují automaty a gramatiky, jejichž komponenty mají stejnou vyjadřovací sílu. Tedy tzv. homogenní systémy.

4.3.1 Komponenty síly regulárních jazyků

Definice 4.6: CD systémem kombinující automaty a gramatiky, který obsahuje n komponent síly regulární jazyků ($n - CD\ RS\ REG$), rozumíme $(n+5)$-tici

$$RS = (N, T, S_0, Q_0, F, X_1, X_2, \ldots, X_n),$$

kde N je množina neterminálních symbolů, T je množina terminálních symbolů, $S_0 \subseteq N^*$ je množina počátečních řetězců, $Q_0 \subseteq N$ je množina počátečních stavů, $F \subseteq N$ je množina koncových stavů, X_i je komponenta systému pro $0 < i \leq n$. Pro X_i platí, že je tvaru:

$X_i = N \rightarrow NT^* \cup T$ nebo

$X_i = N \rightarrow T^*N \cup T$ nebo

$X_i = N \times (T \cup \{\epsilon\}) \rightarrow 2^N$.

Opět, jako je tomu u CD gramatických systémů či CD automatových systémů, existuje u i těchto systémů tzv. mód derivace. Jazyk je definován následovně.

Definice 4.7: Nechť $RS = (N, T, S_0, Q_0, F, X_1, X_2, \ldots, X_n)$ je CD systém kombinující automaty a gramatiky, který obsahuje n komponent síly regulárních jazyků ($n{-}CD\ RS\ REG$). Jazyk přijímaný tímto systémem v módu derivace f je definován:

$L_f(RS) = \{\omega | s_0 \Rightarrow^f_{X_{i_1}} \omega_1 \Rightarrow^f_{X_{i_2}} \omega_2 \cdots \Rightarrow^f_{X_{i_m}} \omega_m = \omega, \omega \in T^*, s_0 \in S_0, |s_0| = 1, m \geq 1, 1 \leq i_j \leq n, 1 \leq j \leq m\}$

$\cup \{\omega | q_0\omega \Rightarrow^f_{X_{i_1}} q_1\omega_1 \cdots \Rightarrow^f_{X_{i_m}} q_m = q_f, q_0 \in Q_0, q_j \in N, q_f \in F, \omega, \omega_j \in T^*, m \geq 1, 1 \leq i_j \leq n, 1 \leq j \leq m\}$.

Z [4] plyne následující věta.

Věta 4.1: Pro každý CD systém kombinující automaty a gramatiky, který obsahuje n komponent síly regulární jazyků ($n - CD\ RS\ REG$), kde $n > 0$ platí:

$$L(n - CD\ RS\ REG) = REG.$$

Definice 4.8: Paralelním systémem kombinující automaty a gramatiky, který obsahuje n komponent síly regulární jazyků ($n - P\ RS\ REG$), rozumíme $(n+5)$-tici

$$RS = (N, T, S_0, Q_0, F, X_1, X_2, \ldots, X_n),$$

kde N je množina neterminálních symbolů, T je množina terminálních symbolů, $S_0 \subseteq N^*$ je množina počátečních řetězců, $Q_0 \subseteq N$ je množina počátečních stavů, $F \subseteq N$ je množina koncových stavů, X_i je komponenta systému pro $0 < i \leq n$. Pro X_i platí, že je tvaru:

$X_i = N \rightarrow NT^* \cup T$ nebo

$X_i = N \rightarrow T^*N \cup T$ nebo

$X_i = N \times (T \cup \{\epsilon\}) \rightarrow 2^N$.

Věta 4.2: Pro každý paralelní systém kombinující automaty a gramatiky, který obsahuje n komponent síly regulární jazyků ($n - P\ RS\ REG$), kde $n > 0$ platí:

$$L(n - P\ RS\ REG) = L(n - P\ AS\ REG) = L(n - PRLG).$$

Zde jen poznamenejme, že pokud se v rámci přechodů konfigurací stane, že aktivní je jak gramatika, tak automat, potom systém nemůže splnit ani jednu podmínku v definici jazyka a tudíž generuje prázdný jazyk.

V rámci práce jsou dále uvedeny definice CD systémů kombinující automaty a gramatiky obsahující týmy, jelikož ovšem nejsou studovány jejich vlastnosti, není třeba je zde uvádět.

4.3.2 Komponenty síly bezkontextových jazyků

Obdobně jako u výše uvedených systémů jsou v tomto případě komponentami zásobníkové automaty či bezkontextové gramatiky.

Definice 4.9: CD systémem kombinující automaty a gramatiky, který obsahuje n komponent síly bezkontextových jazyků ($n - CD\ RS\ CF$), rozumíme $(n+7)$-tici

$$RS = (N, T, \Gamma, S_0, Q_0, \Gamma_0, F, X_1, X_2, \ldots, X_n),$$

kde N je množina neterminálních symbolů, T je množina terminálních symbolů, Γ je zásobníková abeceda, $S_0 \subseteq N^*$ je množina počátečních řetězců, $Q_0 \subseteq N$ je množina počátečních stavů, $\Gamma_0 \subseteq \Gamma$ je množina počátečních symbolů na zásobníku, $F \subseteq N$ je množina koncových stavů, X_i je komponenta systému pro $0 < i \leq n$. Pro X_i platí, že je tvaru:

$X_i = N \rightarrow (N \cup T)^*$ nebo

$X_i = \Gamma \times N \times (T \cup \{\epsilon\}) \rightarrow \Gamma^* \times N.$

Definice 4.10: Konfigurací CD systému kombinující automaty a gramatiky, který obsahuje n komponent síly bezkontextových jazyků $RS = (N, T, \Gamma, S_0, Q_0, \Gamma_0, F, X_1, X_2, \ldots, X_n)$ rozumíme $(m+1)$-tici

$$\chi = (\chi^{'}, \alpha_{i_1}, \alpha_{i_2}, \ldots, \alpha_{i_m}),$$

kde $\chi^{'} \in (N \cup T)^*$, $\alpha_{i_j} \in \Gamma^*$, pro $\forall X_l$ mající charakter pravidel zásobníkového automatu $\exists! \alpha_{i_j}$, m je počet komponent, jež mají charakter zásobníkového automatu, $1 \leq i_j, l \leq n$, $1 \leq j \leq m$.

Jak je uvedeno v [4], je obecná konfigurace doplněna o stav zásobníků u komponent majících charakter zásobníku. Tento zápis konfigurace volíme pro přehlednost a inspirací je zápis konfigurace CD automatového systému ($n - PDA$). Pokud bychom chtěli vyjádřit konfiguraci v obecném tvaru, potom by měla tvar $\chi = \alpha\chi^{'}$, kde $\alpha = \alpha_{i_1}\alpha_{i_2}\cdots\alpha_{i_m}$.

Definice 4.11: Nechť $RS = (N, T, \Gamma, S_0, Q_0, \Gamma_0, F, X_1, X_2, \ldots, X_n)$ je CD systém kombinující automaty a gramatiky, který obsahuje n komponent síly bezkontextových jazyků ($n - CD\ RS\ CF$) z nichž m má charakter zásobníkového automatu, kde $m \leq n$. Jazyk přijímaný tímto systémem v módu derivace f je definován:

$$L_f(RS) = \{\omega | (s_0, \alpha_{0_{i_1}}, \ldots, \alpha_{0_{i_m}}) \Rightarrow^f_{X_{j_1}} (\omega_1, \alpha_{1_{i_1}}, \ldots, \alpha_{1_{i_m}}) \Rightarrow \cdots \Rightarrow^f_{X_{j_p}} (\omega_p, \alpha_{p_{i_1}}, \ldots, \alpha_{p_{i_m}}), \omega_p = \omega, \omega \in T^*, \omega_k \in (N \cup T)^*, s_0 \in S_0, |s_0| = 1, p \geq 1, 1 \leq j_k \leq n, 1 \leq k \leq p, 1 \leq i_l \leq n, 1 \leq l \leq m, \alpha_{k_{i_l}} \in \Gamma^*, \alpha_{0_{i_l}} \in \Gamma_0\}$$

$$\cup \{\omega | (q_0\omega, \alpha_{0_{i_1}}, \ldots, \alpha_{0_{i_m}}) \Rightarrow^f_{X_{j_1}} (q_1\omega_1, \alpha_{1_{i_1}}, \ldots, \alpha_{1_{i_m}}) \cdots \Rightarrow^f_{X_{j_p}} (q_p, \alpha_{p_{i_1}}, \ldots, \alpha_{p_{i_m}}), q_p = q_f, q_f \in F, q_0 \in Q_0, q_k \in N, \omega \in T^*, \omega_k \in (N \cup T)^*, p \geq 1, 1 \leq j_k \leq n, 1 \leq k \leq p, 1 \leq i_l \leq n, 1 \leq l \leq m, \alpha_{k_{i_l}} \in \Gamma^*, \alpha_{0_{i_l}} \in \Gamma_0\}.$$

Pro tyto systémy platí následující věta.

Věta 4.3: Pro každý jazyk L, $L \in RE$, existuje $2 - CD\ RS\ CF(f)\ RS$ obsahující právě dvě komponenty typu zásobníkového automatu, takový, že $L = L(RS)$.

Definice 4.12: Paralelním systémem kombinující automaty a gramatiky, který obsahuje n komponent síly bezkontextových jazyků ($n - P\ RS\ CF$), rozumíme $(n+7)$-tici

$$RS = (N, T, \Gamma, S_0, Q_0, \Gamma_0, F, X_1, X_2, \ldots, X_n),$$

kde N je množina neterminálních symbolů, T je množina terminálních symbolů, Γ je zásobníková abeceda, $S_0 \subseteq N^*$ je množina počátečních řetězců, $Q_0 \subseteq N$ je množina počátečních stavů, $\Gamma_0 \subseteq \Gamma$ je množina počátečních symbolů na zásobníku,$F \subseteq N$ je množina koncových stavů, X_i je komponenta systému pro $0 < i \leq n$. Pro X_i platí, že je tvaru:

$X_i = N \rightarrow (N \cup T)^*$ nebo

$X_i = \Gamma \times N \times (T \cup \{\epsilon\}) \rightarrow \Gamma^* \times N.$

Definice 4.13: CD systémem kombinujícím automaty a gramatiky s předepsanými týmy, který obsahuje n komponent síly bezkontextových jazyků ($n - PTCD\ RS\ CF$) je konstrukce

$$RS = (N, T, \Gamma, S_0, Q_0, \Gamma_0, F, X_1, X_2, \ldots, X_n, R_1, R_2, \ldots, R_m),$$

kde $(N, T, \Gamma, S_0, Q_0, \Gamma_0, F, X_1, X_2, \ldots, X_n)$ je CD systém kombinující automaty a gramatiky, jehož komponenty mají sílu bezkontextových jazyků. $R_1, R_2, \ldots, R_m$ jsou podmnožiny množiny $\{X_1, X_2, \ldots, X_n\}$, které nazýváme týmy.

U CD systémů obsahující týmy stojí, co se týče konfigurace a jejích přechodů, za zmínku, že v rámci přechodů konfigurace se může měnit počet dílčích konfigurací konfigurace, což je způsobeno různou velikostí týmů - tj. různým počtem komponent obsažených v týmu. Tento fakt platí obecně, tedy i u gramatických systémů obsahující týmy, kde ovšem nehovoříme o konfiguraci, nýbrž o větné formě.

4.4 Heterogenní systémy

Heterogenním systémem rozumíme takový systém, který obsahuje komponenty, jež mohou mít navzájem různou vyjadřovací sílu. Například systém, který obsahuje bezkontextovou gramatiku spolu s konečným automatem apod. V této kapitole tedy přiblížíme tyto systémy a to především CD heterogenní systémy a dále CD systémy obsahující týmy.

4.4.1 CD heterogenní systémy

Tyto systémy představují CD systémy, které obsahují komponenty, jež mohou mít různou vyjadřovací sílu, tedy podle [4] jsou to především komponenty síly regulárních jazyků a síly bezkontextových jazyků.

Definice 4.14: CD heterogenním systémem kombinující automaty a gramatiky, který obsahuje n komponent, které mají sílu regulárních jazyků nebo bezkontextových jazyků, ($n - HCD\ RS$), rozumíme $(n+7)$-tici

$$RS = (N, T, \Gamma, S_0, Q_0, \Gamma_0, F, X_1, X_2, \ldots, X_n),$$

kde N je množina neterminálních symbolů, T je množina terminálních symbolů, Γ je zásobníková abeceda, $S_0 \subseteq N^*$ je množina počátečních řetězců, $Q_0 \subseteq N$ je množina

počátečních stavů, $\Gamma_0 \subseteq \Gamma$ je množina počátečních symbolů na zásobníku, $F \subseteq N$ je množina koncových stavů, X_i je komponenta systému pro $0 < i \leq n$. Pro X_i platí, že je tvaru:

$X_i = N \rightarrow NT^* \cup T$ nebo

$X_i = N \rightarrow T^*N \cup T$ nebo

$X_i = N \times (T \cup \{\epsilon\}) \rightarrow 2^N$ nebo

$X_i = N \rightarrow (N \cup T)^*$ nebo

$X_i = \Gamma \times N \times (T \cup \{\epsilon\}) \rightarrow \Gamma^* \times N.$

Definici konfigurace a přechodu mezi konfiguracemi lze nalézt v [4]. Zde uvádíme alespoň definici jazyka těchto systémů.

Definice 4.15: Nechť $RS = (N, T, \Gamma, S_0, Q_0, \Gamma_0, F, X_1, X_2, \ldots, X_n)$ je CD heterogenní systém kombinující automaty a gramatiky, který obsahuje n komponent, z nichž m má charakter zásobníkového automatu, kde $m \leq n$. Jazyk přijímaný tímto systémem v módu derivace f je definován:

$L_f(RS) = \{\omega | (s_0, \alpha_{0_{i_1}}, \ldots, \alpha_{0_{i_m}}) \Rightarrow^f_{X_{j_1}} (\omega_1, \alpha_{1_{i_1}}, \ldots, \alpha_{1_{i_m}}) \Rightarrow \cdots \Rightarrow^f_{X_{j_p}} (\omega_p, \alpha_{p_{i_1}}, \ldots, \alpha_{p_{i_m}}), \omega_p = \omega, \omega \in T^*, \omega_k \in (N \cup T)^*, s_0 \in S_0, |s_0| = 1, p \geq 1, 1 \leq j_k \leq n, 1 \leq k \leq p, 1 \leq i_l \leq n, 1 \leq l \leq m, \alpha_{k_{i_l}} \in \Gamma^*, \alpha_{0_{i_l}} \in \Gamma_0\}$

$\cup \{\omega | (q_0\omega, \alpha_{0_{i_1}}, \ldots, \alpha_{0_{i_m}}) \Rightarrow^f_{X_{j_1}} (q_1\omega_1, \alpha_{1_{i_1}}, \ldots, \alpha_{1_{i_m}}) \cdots \Rightarrow^f_{X_{j_p}} (q_p, \alpha_{p_{i_1}}, \ldots, \alpha_{p_{i_m}}), q_p = q_f, q_f \in F, q_0 \in Q_0, q_k \in N, \omega \in T^*, \omega_k \in (N \cup T)^*, p \geq 1, 1 \leq j_k \leq n, 1 \leq k \leq p, 1 \leq i_l \leq n, 1 \leq l \leq m, \alpha_{k_{i_l}} \in \Gamma^*, \alpha_{0_{i_l}} \in \Gamma_0\}.$

Vzhledem k definici těchto systémů je zřejmé, že mají podobné vlastnosti jako CD systémy kombinující automaty a gramatiky, jejichž komponenty mají sílu bezkontextových jazyků. Vlastnosti a věty týkající se těchto systémů jsou dále uvedeny v [4].

4.4.2 CD heterogenní systémy obsahující týmy

Tyto systémy představují speciální typ CD systémů, jak již bylo uvedeno výše. Jedná se tedy o systémy kombinující automaty a gramatiky, které navíc obsahují tzv. týmy. Díky tomu může v rámci přechodů dojít nejen ke střídání jak automatů tak gramatik na konfiguraci systému, ale také ke střídání různého počtu aktivních komponent, neboť každý tým může obsahovat různý počet komponent. Toto je doloženo na příkladu v další kapitole.

Definice 4.16: CD heterogenním systémem kombinujícím automaty a gramatiky s předepsanými týmy, který obsahuje n komponent síly regulárních nebo bezkontextových jazyků ($n - PTHCD\ RS$) je konstrukce

$$RS = (N, T, \Gamma, S_0, Q_0, \Gamma_0, F, X_1, X_2, \ldots, X_n, R_1, R_2, \ldots, R_m),$$

kde $(N, T, \Gamma, S_0, Q_0, \Gamma_0, F, X_1, X_2, \ldots, X_n)$ je CD heterogenní systém kombinující automaty a gramatiky, jehož komponenty mají sílu regulárních nebo bezkontextových jazyků. $R_1, R_2, \ldots, R_m$ jsou podmnožiny množiny $\{X_1, X_2, \ldots, X_n\}$, které nazýváme týmy.

Opět, co se týče definic konfigurace a přechodů konfigurace odkážeme na [4], zde uvádíme pouze definici jazyka těchto systémů.

Definice 4.17: Nechť $RS = (N, T, \Gamma, S_0, Q_0, \Gamma_0, F, X_1, \ldots, X_n, R_1, R_2, \ldots, R_m)$ je heterogenní systém kombinující automaty a gramatiky s předepsanými týmy, který obsahuje n komponent($n-PTHCD\ RS$), z nichž k má charakter zásobníkového automatu, kde $k \leq n$. Jazyk přijímaný tímto systémem v módu derivace f je definován:

$$L_f(RS) = \{\omega | (s_0, \alpha_{0_{i_1}}, \ldots, \alpha_{0_{i_k}}) \Rightarrow^f_{R_{j_1}} \cdots \Rightarrow^f_{R_{j_p}} (\omega_p, \alpha_{p_{i_1}}, \ldots, \alpha_{p_{i_k}}), \omega_p = \omega, \omega \in T^*, s_0 \in S_0, |s_0| \leq n, 1 \leq i_l \leq n, 1 \leq l \leq k, 1 \leq j_r \leq m, 1 \leq r \leq p, p \geq 1, \alpha_{r_{i_l}} \in \Gamma^*, \alpha_{0_{i_l}} \in \Gamma_0\}$$

$$\cup \{\omega | (q_{0_1}\omega_1 q_{0_2}\omega_2 \cdots q_{0_t}\omega_t, \alpha_{0_{i_1}}, \ldots, \alpha_{0_{i_k}}) \Rightarrow^f_{R_{j_1}} \cdots \Rightarrow^f_{R_{j_p}} (q_p, \alpha_{p_{i_1}}, \ldots, \alpha_{p_{i_k}}), q_{0_u} \in Q_0, 1 \leq u \leq t, t \leq n, \omega = \omega_1\omega_2 \cdots \omega_t, \omega \in T^*, q_p \in F^*, 1 \leq i_l \leq n, 1 \leq l \leq k, 1 \leq j_r \leq m, 1 \leq r \leq p, p \geq 1, \alpha_{r_{i_l}} \in \Gamma^*, \alpha_{0_{i_l}} \in \Gamma_0\}.$$

Pro tyto systémy platí následující věta, podrobněji viz. [4].

Věta 4.4: Nechť $L_{n-PTCD\ RS\ CF}$ značí třídu jazyků definovanou homogenním CD systémem kombinujícím automaty a gramatiky s předepsanými týmy, který obsahuje n komponent síly bezkontextových jazyků a dále nechť $L_{n-PTHCD\ RS}$ značí třídu jazyků definovanou CD heterogenním systémem kombinujícím automaty a gramatiky s předepsanými týmy, který obsahuje n komponent. Potom platí:

$$L_{n-PTCD\ RS\ CF} = L_{n-PTHCD\ RS}.$$

Tyto systémy připomeneme právě v následující kapitole, která přibližuje možné využití těchto systémů např. pro popis "paralelních" kompilátorů.

Kapitola 5

Praktické využití systémů

Jak je uvedeno v [4], je možné tyto systémy využít tam, kde lze využít systémy gramatické, automatové či paralelní gramatiky. Jednou z prvotních motivací těchto systémů byla ovšem možnost popsat paralelní kompilátor, kdy jisté jeho části zpracovávají zdrojový soubor a výsledek těchto zpracování je opět dále zpracováván. A právě zde uvádíme příklad takového zjednodušeného kompilátoru. Příklad je převzat z [4].

Definice 5.1: Jednoduchý programovací jazyk (L_{JPJ}) je generován LL-gramatikou G, $G = (N, T, P, S)$, pro kterou platí:

$$N = \{<prog>, <st-list>, <stat>, <item>, <it-list>\},$$

$$T = \{"begin", ";", "end", "read", "id", "write", " := ", "add", "(", ",", ")", "int"\},$$

$$\begin{aligned} P = \{ & <prog> \rightarrow begin <st-list> \\ & <st-list> \rightarrow <stat>, <st-list> \\ & <st-list> \rightarrow end \\ & <stat> \rightarrow readid \\ & <stat> \rightarrow write <item> \\ & <stat> \rightarrow id := add(<item><it-list> \\ & <it-list> \rightarrow, <item><it-list> \\ & <it-list> \rightarrow) \\ & <item> \rightarrow int \\ & <item> \rightarrow id\}, \end{aligned}$$

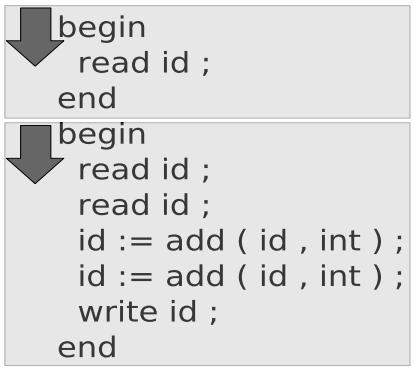
$$S = <prog>.$$

Do tohoto jazyka (L_{JPJ}) například patří i následující řetězec představující „zdrojový soubor“:

```
begin
  read id ;
  id := add ( id , int ) ;
  write id ;
end
begin
```

```
  read id ;
  read id ;
  id := add ( id , int ) ;
  id := add ( id , int ) ;
  write id ;
end
```

Námi navržený paralelní kompilátor zdrojový soubor rozdělí na dvě části a tyto části paralelně zpracuje. Schéma rozdělení ukázkového zdrojového souboru znázorňuje obrázek 5.1, kde lze přímo vidět dvě části, které představují řetězce patřící do jazyka L_{JPJ}.



Obrázek 5.1: Zdrojový soubor.

Kompilátor je představován CD heterogenním systémem obsahujícím týmy, který je definován následovně:

Definice 5.2: CD heterogenní systém kombinující automaty a gramatiky s předepsanými třemi týmy a 4 komponentami, přijímající jazyk L, kde $L = L_{JPJ} \cdot L_{JPJ}$, je konstrukce

$$RS = (N, T, \Gamma, S_0, Q_0, \Gamma_0, F, X_1, X_2, X_3, X_4, R_1, R_2, R_3),$$

kde

$$N = \{StartSt, AccptStMaster, AccptState, GlblErrSt, GlblAccSt\},$$

$$T = \{"begin", ";", "end", "read", "id", "write", " := ", "add", "(", ",", ")", "int", "success", "fail"\},$$

$$\Gamma = \{<prog>, <st-list>, <stat>, <item>, <it-list>\},$$

$$S_0 = \emptyset,\ Q_0 = \{StartSt\},\ \Gamma_0 = \{<prog>\},\ F = \{GlblAccSt\},$$

$$X_1 = \{<prog>\ StartSt \rightarrow <st-list>\ begin\ StartSt$$
$$<st-list>\ StartSt \rightarrow <st-list>; <stat>\ StartSt$$
$$<st-list>\ StartSt \rightarrow end\ StartSt$$
$$<stat>\ StartSt \rightarrow id\ read\ StartSt$$
$$<stat>\ StartSt \rightarrow <item>\ write\ StartSt$$
$$<stat>\ StartSt \rightarrow <it-list><item>\ (add := id\ StartSt$$

$<it-list>\ StartSt \rightarrow <it-list><item>, StartSt$

$<it-list>\ StartSt \rightarrow)StartSt$

$<item>\ StartSt \rightarrow int\ StartSt$

$<item>\ StartSt \rightarrow id\ StartSt$

$begin\ StartSt\ begin \rightarrow StartSt$

$;\ StartSt\ ; \rightarrow StartSt$

$end\ StartSt\ end \rightarrow StartSt$

$read\ StartSt\ read \rightarrow StartSt$

$id\ StartSt\ id \rightarrow StartSt$

$write\ StartSt\ write \rightarrow StartSt$

$:=\ StartSt\ := \rightarrow StartSt$

$add\ StartSt\ add \rightarrow StartSt$

$(\ StartSt\ (\rightarrow StartSt$

$,\ StartSt\ , \rightarrow StartSt$

$)\ StartSt\ ) \rightarrow StartSt$

$int\ StartSt\ int \rightarrow StartSt$

$StartSt \rightarrow AccptStMaster\},$

$X_2 = X_1 \backslash \{StartSt \rightarrow AccptStMaster\} \cup \{StartSt \rightarrow AccptState\}$

$X_3 = \{AccptState \rightarrow success, StartSt \rightarrow fail\},$

$X_4 = \{AccptStMaster\ success \rightarrow GlblAccSt$

$GlblAccSt\ success \rightarrow GlblAccSt$

$GlblAccSt\ begin \rightarrow GlblErrSt,\ GlblAccSt\ ; \rightarrow GlblErrSt$

$GlblAccSt\ end \rightarrow GlblErrSt,\ GlblAccSt\ read \rightarrow GlblErrSt$

$GlblAccSt\ id \rightarrow GlblErrSt,\ GlblAccSt\ write \rightarrow GlblErrSt$

$GlblAccSt\ := \rightarrow GlblErrSt,\ GlblAccSt\ add \rightarrow GlblErrSt$

$GlblAccSt\ (\rightarrow GlblErrSt,\ GlblAccSt\ , \rightarrow GlblErrSt$

$GlblAccSt\ ) \rightarrow GlblErrSt,\ GlblAccSt\ int \rightarrow GlblErrSt$

$GlblAccSt\ fail \rightarrow GlblErrSt,\ GlblErrSt\ success \rightarrow GlblErrSt,$

$GlblErrSt\ begin \rightarrow GlblErrSt,\ GlblErrSt\ ; \rightarrow GlblErrSt$

$GlblErrSt\ end \rightarrow GlblErrSt,\ GlblErrSt\ read \rightarrow GlblErrSt$

$GlblErrSt\ id \rightarrow GlblErrSt,\ GlblErrSt\ write \rightarrow GlblErrSt$

$GlblErrSt\ := \rightarrow GlblErrSt,\ GlblErrSt\ add \rightarrow GlblErrSt$

$GlblErrSt\ (\rightarrow GlblErrSt,\ GlblErrSt\ , \rightarrow GlblErrSt$

$GlblErrSt\ ) \rightarrow GlblErrSt,\ GlblErrSt\ int \rightarrow GlblErrSt$

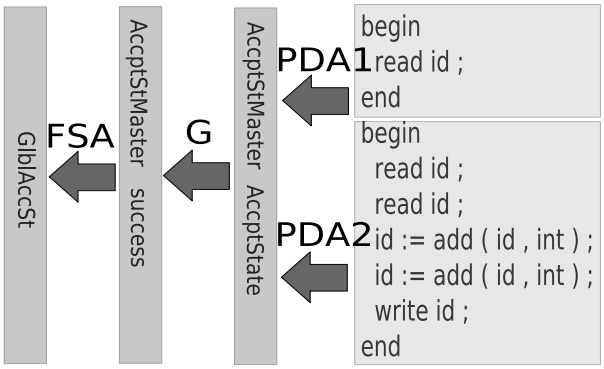
$GlblErrSt\ fail \rightarrow GlblErrSt$

$\},$

$R_1 = \{X_1, X_2\}$, $R_2 = \{X_3\}$, $R_3 = \{X_4\}$.

Komponenty X_1, X_2 jsou zásobníkové automaty, komponenta X_3 je gramatika a X_4 je konečný automat.

Následující schéma 5.2 znázorňuje, jak tento systém přijímá jazyk, čímž máme na mysli korektní řetězec tokenů představujících zdrojový soubor.



Obrázek 5.2: Schéma překladu.

Zkratky $PDA1$, $PDA2$, G a FSA znamenají zásobníkové automaty, gramatiku a konečný automat. Jak je patrno z obrázku, nejprve je vstup zpracováván týmem zásobníkových automatů, poté týmem obsahujícím jednu gramatiku a nakonec týmem obsahujícím konečný automat.

Více o tomto příkladu lze nalézt v [4], kde je znázorněn i konkrétní jednoduchý skript simulující výše uvedený příklad.

Kapitola 6

Závěr

Tato práce - referát - přibližuje problematiku gramatických a automatových systémů, ale také paralelních gramatik. Tedy společným znakem těchto struktur je, že obsahují více než jednu komponentu, či v rámci derivačních přechodů je přepisováno více nonterminálů apod. Tedy struktury, u nichž se vyskytuje "jistá" forma paralelizmu.

Systémy, jež kombinují automaty a gramatiky, můžeme chápat jako logické vyústění v oblasti gramatických a automatových systémů. I když možnost kombinace těchto dvou přístupů, tedy gramatického a automatového, se může zdát na první pohled zvláštní. Ale i toto bylo motivací práce [4], kterou tento referát přibližuje.

Jak vyplývá z uvedených zdrojů, možnost kombinace automatů a gramatik nepřináší co do síly jazyka nic nového. Je ovšem otázkou, zdali tyto systémy jsou navrženy správně - zdali nelze struktury navrhnout jinak - inspirovat se v jiné oblasti nežli v oblasti gramatických systémů atd.

Tento referát tedy přibližuje tyto systémy, definovány v [4], přibližuje motivaci, jejich definice a hlavní rozdělení na homogenní systémy a heterogenní systémy. Ukazujeme, že tyto systémy nepřináší nic nového co do jejich vyjadřovací síly v porovnání s již existujícími strukturami typu gramatických či automatových systémů. A v poslední kapitole přibližujeme i jejich praktické využití.

Literatura

[1] Dassow, J.; Păun, G.; Rozenberg, G.: Grammar systems. 1997: s. 155–213.

[2] Krithivasan, K.; Balan, S.; Harsha, P.: Distributed Processing in Automata. *International Journal of Foundations of Computer Science*, ročník 10, č. 4, Prosinec 1999: s. 443–463, doi:10.1142/S0129054199000319.

[3] Petřík, P.: Automatové systémy. 2007, [Online; navštíveno 4.1.2009].
URL www.fit.vutbr.cz/study/DP/rpfile.php?id=502

[4] Petřík, P.: Systémy kombinující automaty a gramatiky. 2009, [Online; navštíveno 7.12.2009].
URL http://www.fit.vutbr.cz/study/DP/rpfile.php?id=6091

[5] Wood, D.: m-parallel n-right linear simple matrix languages. *Util. Math.*, ročník 8, 1975: s. 3–28.