PARALLEL DEEP PUSHDOWN AUTOMATA

Peter Solár
Bachelor Degree Programme (1), FIT BUT
E-mail: xsolar05@stud.fit.vutbr.cz

Supervised by: Alexander Meduna
E-mail: meduna@fit.vutbr.cz

ABSTRACT

This paper introduces *parallel deep pushdown automata* as the parallel version of the deep pushdown automata. They are based on the rules, where the automaton can expand *n* top-most non-terminals in only one derivation step if there are enough non-terminals on the pushdown. The main advantage rests in a fact, that parallel automaton can make a decision faster.

1. ÚVOD

Tato práce prezentuje paralelní rozšíření hlubokých zásobníkových automatů, které jsou zobecněnou verzí zásobníkových automatů. Zásobníkový automat je výpočetní model, sloužící v teorii formálních jazyků. Popisuje jednoduchý počítač, který má na vstupu vstupní řetězec a jako pracovní paměť mu slouží pouze zásobník, kde může pracovat jen s jeho vrcholem. Tento model je schopen pokrýt veškeré řetězce generované bezkontextovou gramatikou (dále CF). Hluboký zásobníkový automat může pracovat i s hlouběji umístěnými nevstupními symboly. Tato modifikace umožňuje generovat jazyky, které jsou podmnožinou kontextových jazyků (CS).

2. ROZBOR

V této části bude uvedena neformální i formální definice, dále pak příklad postupného derivování zadaného řetězce konkrétním automatem až k jeho přijetí a také nebude chybět srovnání s neparalelní verzí.

2.1. NEFORMÁLNÍ DEFINICE

Paralelní hluboký zásobníkový automat se od hlubokého zásobníkového automatu odlišuje tím, že v jednom kroku může provést expanzi několika nejhornějších neterminálních symbolů na zásobníku. Toho je dosaženo především tvarem pravidel. Každé z nich je složeno z několika jednodušších akcí spočívajících v přepsání neterminálního symbolu v dané hloubce řetězcem. První neterminál v pravidle odpovídá nejhornějšímu neterminálu na zásobníku, druhý odpovídá druhému neterminálu na zásobníku, atd. Číslování neterminálů na zásobníku se shoduje se stavem před použití pravidla. Pravidlo můžeme použít jen v případě, kdy je na zásobníku dostatečný počet neterminálů a kdy jejich uspořádání souhlasí s uspořádáním v pravidle.

2.2. FORMÁLNÍ DEFINICE

Paralelní hluboký zásobníkový automat je sedmice

$$ {}_{deep}M_{par} = (Q, \Sigma, \Gamma, R, s, S, F) \tag{1} $$

kde mají jednotlivé symboly následující význam

$deep$	maximální hloubka, ve které může dojít k nahrazení
Q	konečná množina možných stavů
Σ	vstupní abeceda
Γ	zásobníková abeceda
	$\Sigma \subseteq \Gamma, \# \in \Gamma - \Sigma$ # je speciální zásobníkový symbol značící dno zásobníku
s	startující stav
S	počáteční zásobníkový symbol
F	konečná množina stavů
R	konečná množina pravidel tvaru

$$ p(A_1, A_2, ... A_i) \to q(v_1, v_2, ... v_i) \tag{2} $$

kde

$p, q \in Q$	výchozí a koncový stav
$A_j \in (\Gamma - \Sigma) \cup \{\#\}$	neterminální symboly
$v_j \in \Gamma^*$	řetězec složený z terminálních a neterminálních symbolů
$i \leq deep$	maximální hloubka daného pravidla, pravidlo je možné použít pouze v případě, že je na zásobníku nejméně i neterminálních symbolů
$1 \leq j \leq i$	hloubka daného neterminálního symbolu
$i, j, deep$	kladná celá čísla

2.3. KONFIGURACE A PŘECHODY

Konfigurace paralelního hlubokého zásobníkového automatu je trojice z $Q \times \Sigma^* \times (\Gamma - \#)^* \#$. Zjednodušeně by se dalo říci, že se dá zapsat následovně: (aktuální stav, nepřečtená část vstupního řetězce, stav zásobníku). Označme χ množinu všech možných konfigurací daného automatu. Dále pak označme $x, y \in \chi$. Přechody mezi jednotlivými stavy značíme $x \Rightarrow y$ a pokud chceme zkrátit zápis, například přechod ze startovní konfigurace do koncové bez určení přesného počtu kroků, použijeme $x \Rightarrow^* y$. Automat může provést dvě operace, které mohou změnit stav zásobníku. První operací je expanze, označovaná $x_e \Rightarrow y$, kdy dojde nahrazení některého neterminálního symbolu řetězcem (i prázdným). Druhou operací je vyjmutí terminálního symbolu z vrcholu zásobníku za podmínky, že je shodný s aktuálním vstupním symbolem. Tuto činnost označujeme $x_p \Rightarrow y$.

2.4. PŘÍKLAD

Mějme paralelní hluboký zásobníkový automat ${}_3M_{par} = (Q, \Sigma, \Gamma, R, s, S, F)$,

$Q = \{s, p, f\}$, $\Sigma = \{a, b, c\}$, $\Gamma = \{a, b, c, A, S, \#\}$, $F = \{f\}$,

$R = \{1: sS \rightarrow (pAAA),\ 2: p(A_1, A_2, A_3) \rightarrow (aA, bA, cA),\ 3: p(A_1, A_2, A_3) \rightarrow (\varepsilon, \varepsilon, \varepsilon)\}$.

S řetězcem $aabbcc \in \{a^n b^n c^n, n \geq 1\} \subset S - F$ provede automat M následující kroky (číslo v hranatých závorkách určuje použité pravidlo):

$(s, aabbcc, S\#)\ {}_e\!\Rightarrow (p, aabbcc, AAA\#)$ [1]

${}_e\!\Rightarrow (p, aabbcc, aAbAcA\#)$ [2] ${}_p\!\Rightarrow (p, abbcc, AbAcA\#)$

${}_e\!\Rightarrow (p, abbcc, aAbbAccA\#)$ [2] ${}_p\!\Rightarrow (p, bbcc, AbbAccA\#)$

${}_e\!\Rightarrow (f, bbcc, bbcc\#)$ [3] ${}_p\!\Rightarrow (p, bcc, bcc\#)\ {}_p\!\Rightarrow (p, cc, cc\#)$

${}_p\!\Rightarrow (p, c, c\#)\ {}_p\!\Rightarrow (p, \varepsilon, \#)$

zkráceně $(s, aabbcc, S\#) \Rightarrow (p, \varepsilon, \#)$, což znamená, že byl tento řetězec přijat.

Porovnáme-li uvedený příklad a příklad (označený Example 1) z článku prof. Alexandra Meduny [1] prezentujícího hluboké zásobníkové automaty, dojdeme k zjištění, že tato paralelní verze je i u tohoto krátkého řetězce rychlejší. Toto urychlení ale v tomto případě není moc výrazné, jedná se pouze o jeden krok. Při použití delších řetězců se však toto zrychlení stává stále více znatelné. Také by bylo vhodné zdůraznit, že toto snížení počtu kroků se týká pouze expanzí a nikoliv vyjímání, které probíhá stejně jako u běžných zásobníkových automatů – porovnáním vstupního a nejvyššího zásobníkového symbolu, jedná-li se o terminál.

3. ZÁVĚR

V tomto textu byla představena rychlejší, paralelní, verze hlubokých zásobníkových automatů. Tyto automaty jsou schopny přijímat i jazyky nepatřící do skupiny bezkontextových jazyků, což je předurčuje k použití v situacích, kde by síla běžných zásobníkových automatů byla nedostatečná.

LITERATURA

[1] Meduna, A.: Deep Pushdown Automata, In: Acta Informatica, roč. 2006, č. 98, DE, s. 114-124, ISSN 0001-5903