

Syntaktická analýza slouží k zodpovězení otázky, zda dané slovo  $w \in \Sigma^*$  je generováno danou bezkontextovou gramatikou  $G$  nad abecedou  $\Sigma$ .

Pokud  $w$  opravdu je generováno gramatikou  $G$ , pak existuje derivační strom v  $G$ , kterého výsledkem je  $w$ . Syntaktická analýza je metoda, která sestrojí zásobníkový automat, který akceptuje jazyk  $L(G)$ . Rozlišujeme syntaktickou analýzu shora dolů (automat simuluje budování derivačních stromů od počátečního neterminálu směrem dolů, ke slovu) a zdola nahoru (automat simuluje procházení derivačních stromů od slova směrem nahoru, k počátečnímu neterminálu).

### Příklad 8.6.

Pro danou  $G$  navrhnete (rozšířený) ZA, který provádí syntaktickou analýzu:

a) shora dolů,

b) zdola nahoru.

V obou případech proveďte analýzu slova  $ababaa$ .

$G = (\{S, A, B\}, \{a, b\}, P, S)$ , kde

$$P = \left\{ \begin{array}{l|l} S \rightarrow \epsilon & abSA, \\ A \rightarrow AaB & aB \quad | \quad a, \\ B \rightarrow aSS & bA \end{array} \right\}$$

### Shora dolů

- simuluje levou derivaci
- jediný stav  $q$ , akceptuje prázdným zásobníkem
- zásobníková abeceda jsou terminály i neterminály gramatiky
- za každé pravidlo tvaru  $A \rightarrow \alpha$  v gramatice přidáme  $(q, \alpha)$  do  $\delta(q, \epsilon, A)$
- pro každý terminál  $a \in \Sigma$  přidáme přechod  $\delta(q, a, a) = \{(q, \epsilon)\}$
- začínáme s kořenovým neterminálem na zásobníku
- gramatika střídavě „expanduje pravidla na zásobníku“ a „kontroluje, že písmeno na vrcholu zásobníku sedí se vstupem“

$$M = (\{q\}, \{a, b\}, \{a, b, S, A, B\}, \delta, q, S, \emptyset)$$

akceptuje prázdným zásobníkem

$$\begin{array}{ll} \delta(q, \epsilon, S) = \{(q, \epsilon), (q, abSA)\} & \delta(q, a, a) = \{(q, \epsilon)\} \\ \delta(q, \epsilon, A) = \{(q, AaB), (q, aB), (q, a)\} & \delta(q, b, b) = \{(q, \epsilon)\} \\ \delta(q, \epsilon, B) = \{(q, aSS), (q, bA)\} & \end{array}$$

Analýza  $ababaa$ :

$$\begin{array}{l} (q, ababaa, S) \xrightarrow{\epsilon} (q, ababaa, abSA) \stackrel{a}{\vdash} (q, babaa, bSA) \stackrel{b}{\vdash} (q, abaa, SA) \xrightarrow{\epsilon} (q, abaa, abSAA) \\ \stackrel{a}{\vdash} (q, baa, bSAA) \stackrel{b}{\vdash} (q, aa, SAA) \xrightarrow{\epsilon} (q, aa, AA) \stackrel{\epsilon}{\vdash} (q, aa, aA) \\ \stackrel{a}{\vdash} (q, a, A) \stackrel{\epsilon}{\vdash} (q, a, a) \stackrel{a}{\vdash} (q, \epsilon, \epsilon) \end{array}$$

Akceptovali jsme. Symboly na odvozovací relaci jsou jen pomocné, nahoře uvádíme znak vstupu, který se načel, dole případné pravidlo, jehož expanze proběhla.

### Zdola nahoru

- simuluje pravou derivaci v obráceném pořadí

- rozšířený PDA, zásobník píšeme obráceně (vrchol vpravo)
- zásobníková abeceda jsou terminály, neterminály a speciální symbol  $\perp$  umožňující nám poznat dno zásobníku
- má dva stavy  $q$ , kde probíhá výpočet, a  $r$ , který slouží jen k akceptování
- pro každý terminál  $a \in \Sigma$  přidáme do přechodové funkce  $\delta(q, a, \varepsilon) = \{(q, a)\}$
- pro každé pravidlo  $A \rightarrow \alpha$  přidáme do  $\delta(q, \varepsilon, \alpha)$  dvojici  $(q, A)$
- speciální pravidlo  $\delta(q, \varepsilon, \perp S) = \{(r, \varepsilon)\}$  slouží k akceptování (pokud vstup nebyl dočten automat se zasekne)
- automat střídavě „přesouvá znaky ze vstupu na zásobník“ a „provádí redukci pravidel gramatiky na zásobníku z jejich pravé strany na levou“

$$R = (\{q, r\}, \{a, b\}, \{a, b, S, A, B, \perp\}, \delta, q, \perp, \{r\})$$

Rozšířený PDA akceptuje **vždy** akceptujícím stavem. Pozor, vrchol zásobníku je v analýze zdola nahoru otočen **vpravo**.

$$\begin{array}{ll} \delta(q, \varepsilon, \varepsilon) = \{(q, S)\} & \delta(q, a, \varepsilon) = \{(q, a)\} \\ \delta(q, \varepsilon, abSA) = \{(q, S)\} & \delta(q, b, \varepsilon) = \{(q, b)\} \\ \delta(q, \varepsilon, AaB) = \{(q, A)\} & \delta(q, \varepsilon, \perp S) = \{(r, \varepsilon)\} \\ \delta(q, \varepsilon, aB) = \{(q, A)\} & \\ \delta(q, \varepsilon, a) = \{(q, A)\} & \\ \delta(q, \varepsilon, aSS) = \{(q, B)\} & \\ \delta(q, \varepsilon, bA) = \{(q, B)\} & \end{array}$$

Pravidla redukují větnou formu na zásobníku. Pokud se nějaká pravá strana v gramatice objevuje opakovaně, pak jí musí odpovídat jedno pravidlo s více možnostmi přechodu.

Analýza *ababaa*:

$$\begin{array}{l} (q, ababaa, \perp) \stackrel{a}{\vdash} (q, babaa, \perp a) \stackrel{b}{\vdash} (q, abaa, \perp ab) \stackrel{a}{\vdash} (q, baa, \perp aba) \stackrel{b}{\vdash} (q, aa, \perp abab) \\ \stackrel{\varepsilon}{\vdash_{S \rightarrow \varepsilon}} (q, aa, \perp ababS) \stackrel{a}{\vdash} (q, a, \perp ababSa) \stackrel{\varepsilon}{\vdash_{A \rightarrow a}} (q, a, \perp ababSA) \stackrel{\varepsilon}{\vdash_{S \rightarrow abSA}} (q, a, \perp abS) \\ \stackrel{a}{\vdash} (q, \varepsilon, \perp abSa) \stackrel{\varepsilon}{\vdash_{A \rightarrow a}} (q, \varepsilon, \perp abSA) \stackrel{\varepsilon}{\vdash_{S \rightarrow abSA}} (q, \varepsilon, \perp S) \stackrel{\varepsilon}{\vdash_{acc}} (r, \varepsilon, \varepsilon) \end{array}$$

Akceptovali jsme. Opět platí, že symboly na odvozovací relaci jsou jen pomocné, nahoře uvádíme znak vstupu, který se načetl, dole případné pravidlo, jehož redukce proběhla.