Bottom-up analýza, LR(0)-analyzátor

Ing. Viliam Hromada, PhD.

C-510
Ústav informatiky a matematiky
FEI STU

viliam.hromada@stuba.sk

Syntaktická analýza zdola-nahor (bottom-up)

- Druhý v praxi používaný prístup syntaktickej analýzy je analýza zdola-nahor.
- Syntaktický analyzátor hľadá odvodenie slova v danej gramatike, pričom strom odvodenia sa konštruuje **od listov ku koreňom**, t.j. začína sa od terminálov a končí sa s počiatočným neterminálom, pričom vstupný reťazec sa spracúva **zľava-doprava**. Taktiež poradie vytváraných listov v strome je **zľava-doprava.**
- Pri vytváraní derivačného stromu sa teda k potomkom vytvára rodič, t.j. pravidlo sa aplikuje opačne, kde sa pravá strana pravidla nahrádza ľavou stranou.
- Postupnosť použitých pravidiel gramatiky, generovaná syntaktickým analyzátorom, bude predstavovať **pravé odvodenie** slova v danej gramatike, avšak v opačnom poradí generovaných pravidiel.

Príklad bottom-up

Gramatika $G = (\{$ <program>, <príkaz>, <príkazy>$\}$,
$\{$**begin, end, p, ;** $\}, P,$<program>), pravidlá P:

<program> $\rightarrow$ **begin**<príkazy>**end**

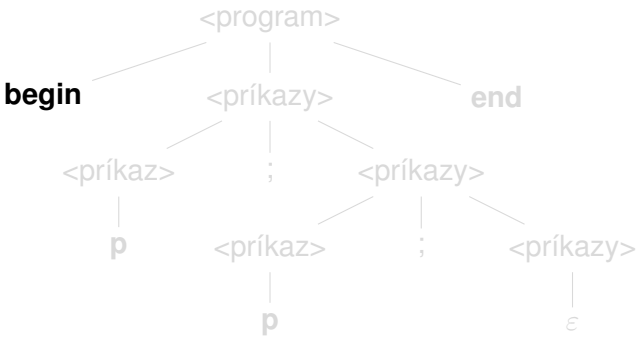
<príkazy> $\rightarrow$ <príkaz> ; <príkazy>

<príkazy> $\rightarrow \varepsilon$

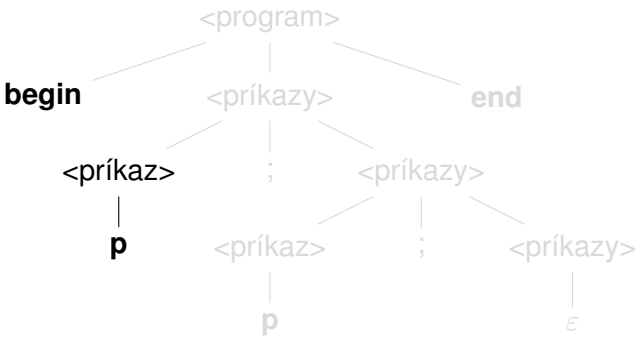
<príkaz> $\rightarrow$ **p**

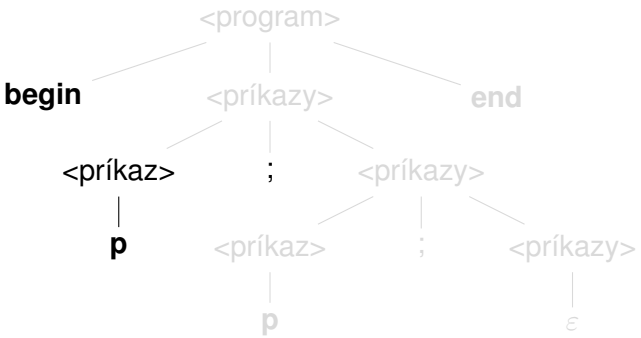
Uvažujme odvodenie vety **begin p; p; end** od listov (terminálov) ku koreňu (počiatočnému neterminálu):

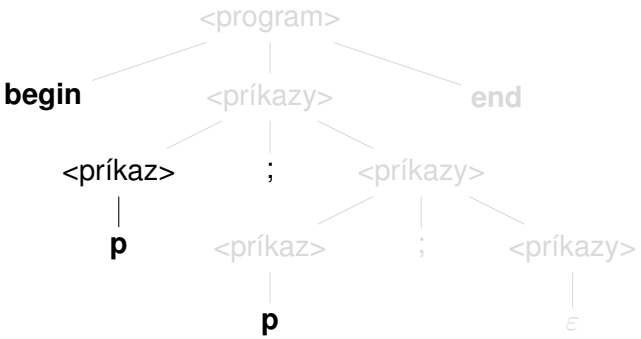
<program>
begin
<príkazy>
end
<príkaz>
;
<príkazy>
p
<príkaz>
;
<príkazy>
p
ε

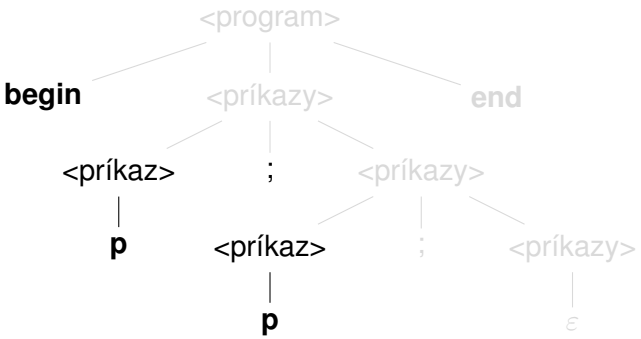

<program>
begin
<príkazy>
end
<príkaz>
;
<príkazy>
p
<príkaz>
;
<príkazy>
p
ε

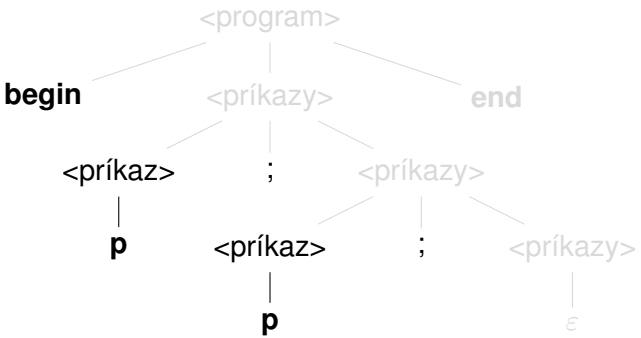

<program>
begin
<príkazy>
end
<príkaz>
;
<príkazy>
p
<príkaz>
;
<príkazy>
p
ε

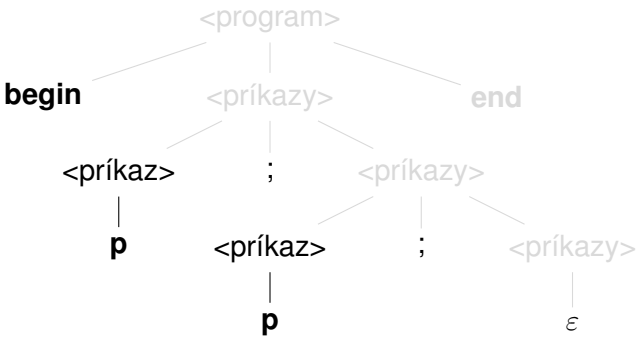

<program>
begin
<príkazy>
end
<príkaz>
;
<príkazy>
p
<príkaz>
;
<príkazy>
p
ε

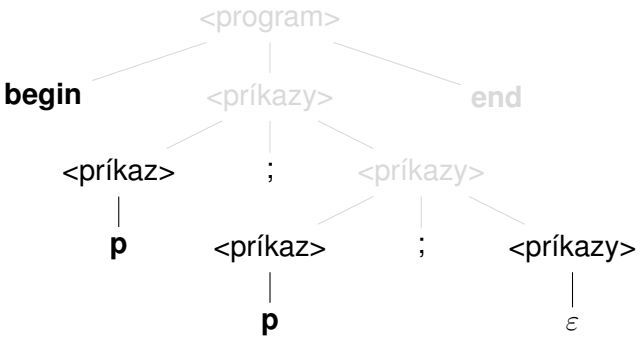

<program>
begin
<príkazy>
end
<príkaz>
;
<príkazy>
p
<príkaz>
;
<príkazy>
p
ε

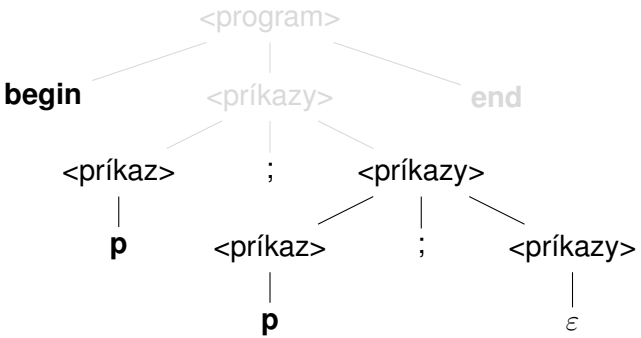

<program>
begin
<príkazy>
end
<príkaz>
;
<príkazy>
p
<príkaz>
;
<príkazy>
p
ε

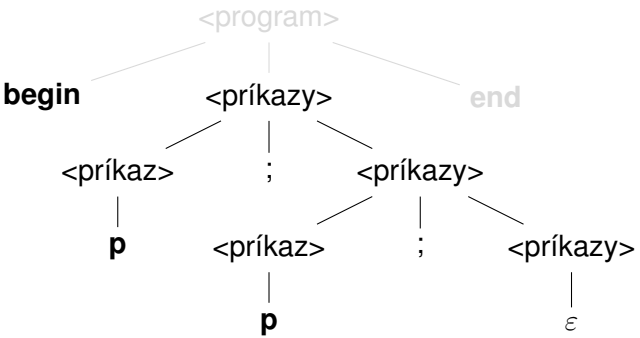

<program>
begin
<príkazy>
end
<príkaz>
;
<príkazy>
p
<príkaz>
;
<príkazy>
p
ε

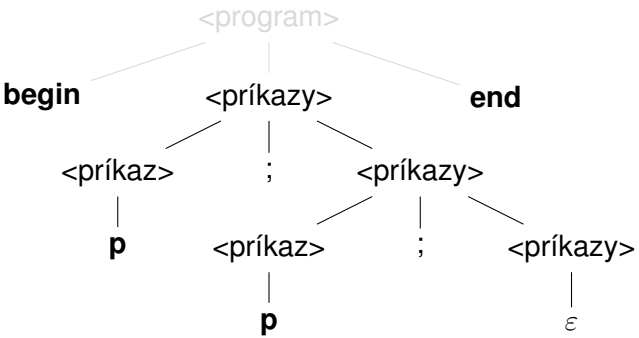

<program>
begin
<príkazy>
end
<príkaz>
;
<príkazy>
p
<príkaz>
;
<príkazy>
p
ε

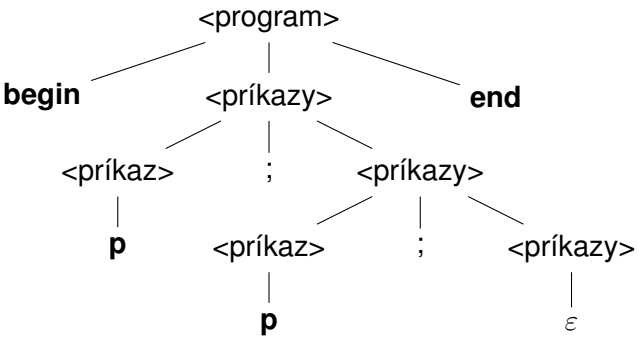

<program>
begin
<príkazy>
end
<príkaz>
;
<príkazy>
p
<príkaz>
;
<príkazy>
p
ε


<program>
begin
<príkazy>
end
<príkaz>
;
<príkazy>
p
<príkaz>
;
<príkazy>
p
ε


<program>
begin
<príkazy>
end
<príkaz>
;
<príkazy>
p
<príkaz>
;
<príkazy>
p
ε


<program>
begin
<príkazy>
end
<príkaz>
;
<príkazy>
p
<príkaz>
;
<príkazy>
p
ε


<program>
begin
<príkazy>
end
<príkaz>
;
<príkazy>
p
<príkaz>
;
<príkazy>
p
ε


<program>
begin
<príkazy>
end
<príkaz>
;
<príkazy>
p
<príkaz>
;
<príkazy>
p
ε

Príklad (pokr.)

Ak by sme si vypísali čísla použitých pravidiel, dostali by sme postupnosť 4 4 3 2 2 1. Táto postupnosť **odzadu** predstavuje **pravú deriváciu**, t.j. nasledovné odvodenie:

<program> $\Rightarrow_r$ **begin** <príkazy> **end** $\Rightarrow_r$
$\Rightarrow_r$ **begin** <príkaz> ; <príkazy> **end** $\Rightarrow_r$
$\Rightarrow_r$ **begin** <príkaz> ; <príkaz> ; <príkazy> **end** $\Rightarrow_r$
$\Rightarrow_r$ **begin** <príkaz> ; <príkaz> ; **end** $\Rightarrow_r$
$\Rightarrow_r$ **begin** <príkaz> ; **p** ; **end** $\Rightarrow_r$
$\Rightarrow_r$ **begin p ; p ; end**

Teoretický model bottom-up analyzátora

- Podobne, ako pri top-down analyzátore, aj tu sa postup konštrukcie derivačného stromu, dá modelovať pomocou zásobníkového automatu.
- Zásobník sa znovu použije na simuláciu odvodenia v danej gramatike, avšak tým, že v tomto prístupe sa pravidlá používajú tak, že sa pravá strana pravidla nahrádza ľavou, tak aj v zásobníku bude dochádzať k tzv. **redukcii**, t.j. aplikácie pravidla, kde sa celá jeho pravá strana nahrádza príslušným neterminálom na ľavej strane.
- V zásobníku teda neterminály vznikajú **redukciou**; terminály sú do zásobníka pridávané priamo z čítaného vstupu tzv. **presunom**.

Teoretický model bottom-up analyzátora

- V zásobníku sa v každom momente nachádzajú **tie symboly gramatiky**, ktoré korešpondujú s **uzlami derivačného stromu**, ktoré nemajú rodiča.
- Preto sa na začiatku výpočtu v zásobníku nič nenachádza (v derivačnom strome nie je na začiatku žiaden symbol gramatiky) a na konci výpočtu sa snažíme dospieť do situácie, že sa v zásobníku nachádza len počiatočný neterminál S (pretože koreň derivačného stromu nemá rodiča).

Teoretický model bottom-up analyzátora

Bottom-up syntaktický analyzátor pre bezkontextovú gramatiku $G = (N, T, P, S)$ bude (nedeterministický) zásobníkový automat, ktorý pracuje na základe nasledovných princípov:

- Automat začína výpočet s **prázdnym** zásobníkom.
- Ďalej automat opakuje (nedeterministicky) nasledovné akcie:
  - **Presun** - aktuálny vstupný symbol sa presunie na vrch zásobníka,
  - **Redukcia** - viaže sa na konkrétne pravidlo $A \to \alpha$, v zásobníku pravú stranu pravidla α nahradí ľavou stranou A.
- Automat slovo akceptuje (vyhodnotí ako syntakticky správne, t.j. z jazyka), ak na konci v zásobníku ostane len počiatočný neterminál S a vstup bol celý spracovaný.
- Ak automat pri každej redukcii pošle na výstup číslo pravidla, získa sa postupnosť pravidiel, ktorá v obrátenom poradí dáva pravú deriváciu vstupného slova.

Syntaktická analýza bottom-up I

Vstup: Bezkontextová gramatika $G = (N, T, P, S)$, reťazec w
Výstup: Zistenie, či $w \in L(G)$ a postupnosť pravidiel, ktorá v opačnom poradí generuje pravú deriváciu w

1: **pokiaľ** možno vykonať niektorú akciu **rob**
2: **vyber a vykonaj** niektorú z nasledovných akcií:
3: **presun**
4: vlož do zásobníka aktuálny vstupný symbol $t, t \neq \varepsilon$
5: prejdi na ďalší vstupný symbol t
6: **koniec presun**
7: **redukcia**
8: **ak** $A \to \alpha \in P$ a zároveň α sa nachádza na vrchu
9: zásobníka **potom**
10: odstráň α zo zásobníka
11: vlož A do zásobníka
12: pošli na výstup pravidlo $A \to \alpha$

Syntaktická analýza bottom-up II

13: **koniec ak**
14: **koniec redukcia**
15: **koniec vyber a vykonaj**
16: **koniec pokiaľ**
17: **ak** zásobník obsahuje len S **potom**
18: akceptuj vstupné slovo
19: **inak**
20: neakceptuj vstupné slovo
21: **koniec ak**

Príklad

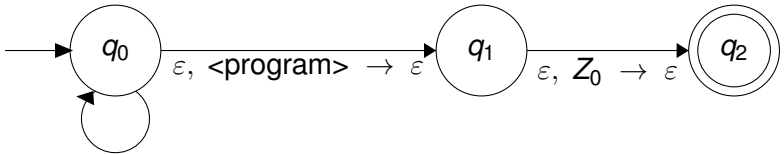
Uvažujme gramatiku zo slajdu č. 3 a vetu **begin p ; p ; end**.

r.	Zásobník ⊏	Zvyšok vstupu:	Akcia
1	ε	**begin p; p; end**	P
2	**begin**	**p; p; end**	P
3	**begin p**	**; p; end**	R4
4	**begin**<príkaz>	**; p; end**	P
5	**begin**<príkaz>**;**	**p; end**	P
6	**begin**<príkaz>**; p**	**; end**	R4
7	**begin**<príkaz>**;**<príkaz>	**; end**	P
8	**begin**<príkaz>**;**<príkaz>**;**	**end**	R3
9	**begin**<príkaz>**;**<príkaz>**;**<príkazy>	**end**	R2
10	**begin**<príkaz>**;**<príkazy>	**end**	R2
11	**begin**<príkazy>	**end**	P
12	**begin**<príkazy>**end**	ε	R1
13	<program>	ε	A

- Zásobník sme písali *sklopený doprava*, t.j. v tomto prípade je prvok na vrchu zásobníka napísaný najviac vpravo (viď ikona zásobníka v záhlaví tabuľky).
- Je to preto, aby bolo vidieť, že zreťazením obsahu zásobníka (od dna po vrch) a neprečítanej časti vstupu dostávame **pravé vetné formy**.
- Automat je nedeterministický! **Presun** sa môže vykonať v podstate hocikedy, taktiež pravidlo č. 3 sa môže použiť pri **Redukcii** v podstate hocikedy - ich iné použitie, než je uvedené v príklade - by malo za následok neakceptáciu slova (štandardný príklad činnosti nedeterministického ZA).
- Použité pravidlá pri redukcii boli: 4 4 3 2 2 1. Ich použitím v obrátenom poradí, t.j. 1 2 2 3 4 4, by sme vedeli zostrojiť pravú deriváciu daného slova.

Ekvivalentný ZA (vyberáme viac symbolov zo zásobníka)

V tomto ZA dovolíme vybrať zo zásobníka viacero symbolov pri 1 prechode:



begin, ε $\rightarrow$ **begin**

end, ε $\rightarrow$ **end**

;, ε $\rightarrow$ **;**

p, ε $\rightarrow$ **p**

ε, **end**<príkazy>**begin** $\rightarrow$ <program>

ε, <príkazy>**;**<príkaz> $\rightarrow$ <príkazy>

ε, ε $\rightarrow$ <príkazy>

ε, **p** $\rightarrow$ <príkaz>

Syntaktické analyzátory *LR* jazykov

- *LR*-analyzátory sú syntaktické analyzátory, vykonávajúce analýzu zdola-nahor.
- Aby pracovali podľa teoretického modelu, je potrebné vyriešiť 2 problémy:
  1. *Nedeterminizmus* - pre praktické použitie je potrebné, aby analyzátor pracoval deterministicky. Nedeterminizmus je tu spôsobený možnosťou **Presunu** kedykoľvek a **Redukciou** podľa pravidla, ktorého pravá strana je na vrchu zásobníka. Preto je potrebné určiť, akú činnosť má analyzátor vykonávať - podobne ako pri *LL*(1) analyzátoroch sa tak udeje na základe **vstupného symbolu**.
  2. *Rozpoznávanie pravých strán pravidiel v zásobníku* - cieľom je upraviť model, aby na určenie pravej strany v zásobníku stačil pohľad na 1 symbol zásobníka (t.j. vrchný symbol zásobníka) - miesto neterminálov a terminálov sa preto budú do zásobníka vkladať **stavy**, ktoré budú „kódovať“, aké časti pravých strán ktorých pravidiel sú na vrchu zásobníka.

Syntaktické analyzátory *LR* jazykov

Pri svojej činnosti budú *LR*-analyzátory využívať 2 tabuľky:

- *ACTION*$[s, t]$ - udáva akciu, ktorú analyzátor vykoná, ak je na vrchu zásobníka stav s a na vstupe symbol $t \in T_\varepsilon$ (ε znamená, že bol prečítaný celý vstup), akcie sú: **P**(presun), **Ri**(redukcia podľa i-teho pravidla), **A**(akceptácia), **E**(chyba).
- *GOTO*$[s, X]$ - udáva aký nový stav sa vloží na vrch zásobníka, ak na vrchu je stav s a do zásobníka teoretického modelu by sa vkladal symbol X ($X \in N \cup T$).
- *ACTION* má teda podobnú úlohu ako *RT* pri *LL*-analyzátoroch; *GOTO* je „prevod “medzi symbolmi gramatiky a stavmi, resp. medzi teoretickým modelom a *LR* analyzátorom.

Syntaktický analyzátor jazykov LR I

Vstup: Bezkontextová gramatika $G = (N, T, P, S)$, reťazec w, tabuľky $ACTION$, $GOTO$
Výstup: Zistenie, či $w \in L(G)$ a postupnosť pravidiel, ktorá v opačnom poradí generuje pravú deriváciu w

```
 1: vlož do zásobníka začiatočný stav s_0
 2: t ← prvá lexéma zo vstupu
 3: pokiaľ true rob
 4:     s ← symbol na vrchu zásobníka
 5:     ak ACTION[s, t] =Presun potom
 6:         vlož do zásobníka stav GOTO[s, t]
 7:         t ←ďalšia lexéma zo vstupu
 8:     inak
 9:         ak ACTION[s, t] =Redukcia podľa A → α potom
10:             vyber zo zásobníka vrchných |α| stavov
11:             ś ← nový symbol na vrchu zásobníka
12:             vlož do zásobníka stav GOTO[ś, A]
```

Syntaktický analyzátor jazykov LR II

```
13:        inak
14:           ak ACTION[s, t] =Akceptácia potom
15:              akceptuj vstupné slovo
16:           inak
17:              neakceptuj vstupné slovo
18:           koniec ak
19:        koniec ak
20:     koniec ak
21:  koniec pokiaľ
```

Príklad

Uvažujme gramatiku zo slajdu č. 3 a vetu **begin p ; p ; end**. Uvažujme, že už máme zostrojené tabuľky *ACTION* a *GOTO*.

ACTION	s_0	s_1	s_2	s_3	s_4	s_5	s_6	s_7	s_8
begin	P								
end		R3	P				R3	R2	
;					P	R4			
p		P					P		
ε				R1					A

GOTO	s_0	s_1	s_2	s_3	s_4	s_5	s_6	s_7	s_8
begin	s_1								
end			s_3						
;					s_6				
p		s_5					s_5		
<program>	s_8								
<príkazy>		s_2					s_7		
<príkaz>		s_4					s_4		

Príklad

r.	Zásobník ⊏	Zvyšok vstupu:	Akcia
1	s_0	**begin p; p; end**	P
2	$s_0 s_1$	**p; p; end**	P
3	$s_0 s_1 s_5$	**; p; end**	R4
4	$s_0 s_1 s_4$	**; p; end**	P
5	$s_0 s_1 s_4 s_6$	**p; end**	P
6	$s_0 s_1 s_4 s_6 s_5$	**; end**	R4
7	$s_0 s_1 s_4 s_6 s_4$	**; end**	P
8	$s_0 s_1 s_4 s_6 s_4 s_6$	**end**	R3
9	$s_0 s_1 s_4 s_6 s_4 s_6 s_7$	**end**	R2
10	$s_0 s_1 s_4 s_6 s_7$	**end**	R2
11	$s_0 s_1 s_2$	**end**	P
11	$s_0 s_1 s_2 s_3$	ε	R1
12	$s_0 s_8$	ε	A

LR-analyzátory

Vidíme, že konštrukcia *LR*-analyzátora (t.j. bottom-up / zdola-nahor parsera) je v podstate o konštrukcii tabuliek *ACTION* a *GOTO*. K tejto konštrukcii existuje viacero prístupov, podľa ktorých rozoznávame rôzne *LR* analyzátory:

- *LR*(0) - konštrukcia *ACTION* nevyužíva vstupné symboly, len stavy v zásobníku; v praxi sa príliš nevyužíva, pretože množina jazykov *LR*(0) je malá - slúži ako základ pre zložitejšie a v praxi používané konštrukcie, ako napr.
- *LR*(1) - použiteľný pre širokú triedu gramatík, z hľadiska konštrukcie najzložitejší;
- *SLR*(1) a *LALR*(1) - najčastejšie praktické voľby, z hľadiska konštrukcie sa nachádzajú „medzi “*LR*(0) a *LR*(1).

LR(0) syntaktický analyzátor

- *LR*(0) analyzátory pri rozhodovaní, akú akciu majú vykonať (*ACTION* tabuľka), nevyužívajú vstupné symboly (resp. využívajú 0 vstupných symbolov - preto *LR*(**0**)).
- Pri rozhodovaní používajú len **aktuálny stav na vrchu zásobníka**.
- V podstate vždy, ak sa rozpozná pravá strana nejakého pravidla, tak sa robí príslušná **redukcia**, inak sa robí **presun**.
- V praxi nemá uplatnenie ako samostatný analyzátor; využíva sa však ako základ komplikovanejších analyzátorov *SLR*(1), *LALR*(1), *LR*(1).

LR(0)-automat LR(0) syntaktického analyzátora

- Konštrukcia tabuliek *ACTION* a *GOTO* analyzátora *LR*(0) začína konštrukciou tzv. *LR*(0)**-automatu** pre danú gramatiku $G = (N, T, P, S)$.
- Tento *LR*(0)**-automat** je v podstate deterministický konečný automat, ktorý pomocou svojich **stavov** rozpoznáva časti pravých strán pravidiel gramatiky, ktoré sa môžu nachádzať v zásobníku teoretického modelu bottom-up analyzátora.
- Využíva sa teda na určovanie toho, aké časti (predpony) pravých strán ktorých pravidiel sa môžu nachádzať na vrchu zásobníka.
- **Stavy** tohoto *LR*(0)-automatu sa potom používajú ako symboly v zásobníku *LR*-analyzátora.

Konštrukcia *LR*(0)-automatu

Konštrukcia *LR*(0)-automatu je založená na *LR*(0) položkách.

Definícia

Nech $G = (N, T, P, S)$ je bezkontextová gramatika. Potom LR(0) ***položka*** *je položka tvaru*

$$A \to \alpha_1 \bullet \alpha_2 \tag{1}$$

pričom $A \to \alpha_1\alpha_2$ musí byť nejaké pravidlo z množiny pravidiel P gramatiky G a symbol $\bullet \notin N \cup T$ na pravej strane LR(0) položky označuje, aká časť pravej strany príslušného pravidla bola doteraz identifikovaná (a nachádza sa na vrchu zásobníka).

$LR(0)$-položka

$LR(0)$-položka - špeciálne prípady výskytu symbolu $\bullet$:

- Na začiatku pravej strany indikuje, že sa na vrchu zásobníka nenachádza ani jeden symbol z pravej strany príslušného pravidla (t.j. napr $E \rightarrow \bullet T$)
- Na konci pravej strany indikuje, že sa na vrchu zásobníka nachádza celá pravá strana príslušného pravidla a teoreticky môže teda prísť ku redukcii podľa daného pravidla (t.j. napr $E \rightarrow E + T \bullet$)

Konštrukcia *LR*(0)-automatu

- Stavy *LR*(0)-automatu budú tvoriť množiny *LR*(0) položiek, popisujúcich pravé strany všetkých pravidiel, ktoré boli doteraz identifikované a nachádzajú sa na vrchu zásobníka.
- Napríklad, ak by sa v nejakom stave nachádzala trojica:

  <príkaz> $\rightarrow$ **id** $\bullet$:= <výraz>
  <príkaz> $\rightarrow$ **id** $\bullet$: <príkaz>
  <príkaz> $\rightarrow$ **id** $\bullet$

  znamená to, že bol rozpoznaný identifikátor **id** ako prvý symbol pravej strany troch rôznych pravidiel. V každom stave (množinách položiek) je vždy nutné uvažovať všetky možnosti / všetkých kandidátov.

Uzáver množiny $LR(0)$-položiek

- Keďže je nutné uvažovať všetkých kandidátov, je potrebné do množiny $LR(0)$-položiek zahrnúť tie položky, ktoré sú tam síce implicitne zahrnuté, ale nie explicitne uvedené.
- Napríklad, ak je v množine položka, kde $\bullet$ stojí pred neterminálom A, to znamená, že ak sa má ako ďalší symbol rozpoznať neterminál A, musí sa najprv rozpoznať pravá strana niektorého z pravidiel, ktoré má neterminál A ako ľavú stranu; pričom po následnej redukcii sa rozpozná práve neterminál A.
- Keďže vopred nie je známe, o ktoré pravidlo s neterminálom A na ľavej strane môže ísť, treba do množiny položiek pridať **všetky** takéto pravidlá ako položky: $A \to \bullet\gamma$, kde $A \to \gamma \in P$.
- Takto pridávame do množiny položky, kým v množine existujú nespracované pravidlá tvaru $B \to \alpha \bullet A\beta$. Výsledok nazývame **uzáver množiny** $LR(0)$ **položiek**, resp. $CLOSURE0$.

Uzáver množiny $LR(0)$ položiek

Vstup: Bezkontextová gramatika $G = (N, T, P, S)$, množina $LR(0)$ položiek S
Výstup: Doplnenie S o $LR(0)$ položky, ktoré implicitne obsahuje

1: **funkcia** *CLOSURE*0(množina $LR(0)$ položiek S)
2: **pokiaľ** v S existujú nespracované položky tvaru $B \to \alpha \bullet A\beta$
3: vyber z S ľubovoľnú položku tvaru $B \to \alpha \bullet A\beta$
4: označ ju ako spracovanú
5: pridaj do S všetky položky tvaru $A \to \bullet\gamma$, kde $A \to \gamma \in P$
6: **koniec pokiaľ**
7: **vrát** S
8: **koniec funkcia**

Príklad

Gramatika:
$G = (N, T, P, S)$, $N = \{S, E, T\}$, $T = \{;,+,(,),\text{id}\}$ s pravidlami:

1. $S \to E;$
2. $E \to E + T$
3. $E \to T$
4. $T \to \text{id}$
5. $T \to (E)$

Ako sa zostrojí množina $CLOSURE0(\{T \to (\bullet E)\})$.

Príklad

1. V prvom kroku obsahuje množina len položku $T \to (\bullet E)$, t.j. pridajú sa E-pravidlá v tvare položiek:
   $E \to \bullet E + T$
   $E \to \bullet T$
2. Položka $T \to (\bullet E)$ je teda spracovaná. Ďalej si vyberieme jednu z 2 novopridaných, povedzme, $E \to \bullet E + T$. V tomto prípade by sme pridávali položky vytvorené z E-pravidiel, t.j. také, ktoré tam už sú. Čiže aj položka $E \to \bullet E + T$ je spracovaná.
3. Vyberieme zatiaľ poslednú nespracovanú položku, $E \to \bullet T$. Pre ňu musíme do množiny pridať položky:
   $T \to \bullet$id
   $T \to \bullet$(E)
4. Kedže obe posledne pridané pravidlá nemajú za symbolom $\bullet$ neterminál, algoritmus končí (neexistuje nespracovaná položka tvaru $B \to \alpha \bullet A\beta$).

Príklad

Množina $CLOSURE0(\{T \rightarrow (\bullet E)\})$ je teda:

$T \rightarrow (\bullet E)$

$E \rightarrow \bullet E + T$

$E \rightarrow \bullet T$

$T \rightarrow \bullet \text{id}$

$T \rightarrow \bullet(\text{E})$

Konštrukcia $LR(0)$-automatu

- Pomocou množín položiek $LR(0)$ zostrojíme $LR(0)$-automat, ktorého stavy budú môcť predstavovať zásobníkové symboly LR-analyzátora.
- **Na začiatku** gramatiku upravíme pridaním **nového počiatočného symbolu** $\acute{S}$ a pridáme pravidlo $\acute{S} \to S$.

Konštrukcia $LR(0)$-automatu

- Počiatočný stav $LR(0)$-automatu bude stav s_0, ktorý obsahuje položky:

$$CLOSURE0(\{\acute{S} \rightarrow \bullet S\})$$

  podľa umelo pridaného pravidla $\acute{S} \rightarrow S$.
- Tento počiatočný stav reprezentuje situáciu na začiatku syntaktickej analýzy, keď na akceptáciu vstupného slova je potrebné rozpoznať pôvodný počiatočný neterminál gramatiky S.
- Pozícia $\bullet$ indikuje, že v zásobníku ešte nemáme neterminál S - čo je samozrejmé, keďže sme na začiatku.

Konštrukcia $LR(0)$-automatu

Pre stav s určíme nasledovníkov a prechody do nich nasledovne:

1. Ak stav s obsahuje položky, v ktorých $\bullet$ stojí pred (terminálnym alebo neterminálnym) symbolom X (t.j. položka tvaru $A \to \alpha \bullet X\beta$),
2. potom je potrebné viesť prechod zo stavu s na symbol X do stavu:

$$CLOSURE0(\{A \to \alpha X \bullet \beta\})$$

kde $A \to \alpha \bullet X\beta \in s$.

Cieľový stav (nasledovník s pre nejaký symbol X) teda zohľadňuje rozpoznanie symbolu X na správnom mieste v rámci pravej strany pravidla. Ak dostaneme stav, ktorý už existuje, tak použijeme existujúci.

Vytvorenie $LR(0)$ automatu

Vstup: Bezkontextová gramatika $G = (N, T, P, S)$, S sa nenachádza na pravej strane žiadneho pravidla

Výstup: Vytvorenie $LR(0)$ automatu

1: vytvor stav $s_0 = CLOSURE0(\{\acute{S} \to \bullet S\})$ a označ ho ako nespracovaný
2: **pokiaľ** existujú nespracované stavy **rob**
3: vyber ľubovoľný nespracovaný stav s a označ ho ako spracovaný
4: **pre všetky** $X \in N \cup T$ také, že s obsahuje položku $A \to \alpha \bullet X\beta$ **rob**
5: $\acute{s} = CLOSURE0(\{A \to \alpha X \bullet \beta \mid A \to \alpha \bullet X\beta \in s\})$
6: **ak** $\acute{s}$ sa nenachádza medzi stavmi $LR(0)$ automatu **potom**
7: zaraď $\acute{s}$ medzi stavy a označ ho ako nespracovaný
8: **koniec ak**
9: zaznamenaj prechod zo stavu s do stavu $\acute{s}$ na symbol X
10: **koniec pre**
11: **koniec pokiaľ**

Príklad

Zostrojte $LR(0)$-automat ku gramatike zo slajdu č. 29.

Najprv pridáme nový počiatočný neterminál $\acute{S}$ a pravidlo $\acute{S} \to S$. Potom počiatočný stav $s_0 = CLOSURE0(\{\acute{S} \to \bullet S\})$. Po uzávere sa doň dostanú ďalšie položky a výsledný tvar:

$\acute{S} \to \bullet S$

$S \to \bullet E;$

$E \to \bullet E + T$

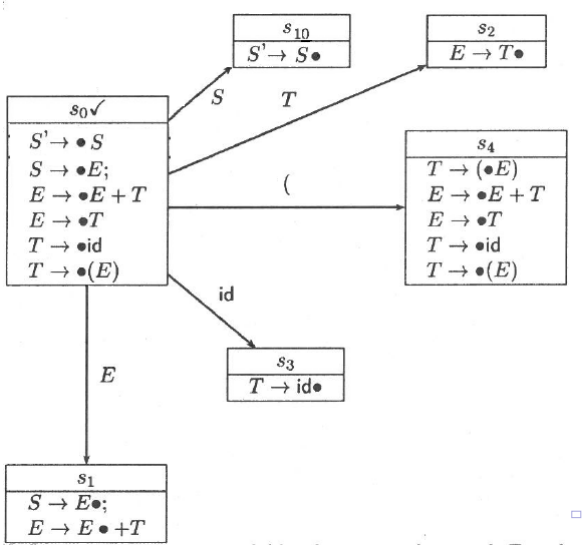
$E \to \bullet T$

$T \to \bullet \text{id}$

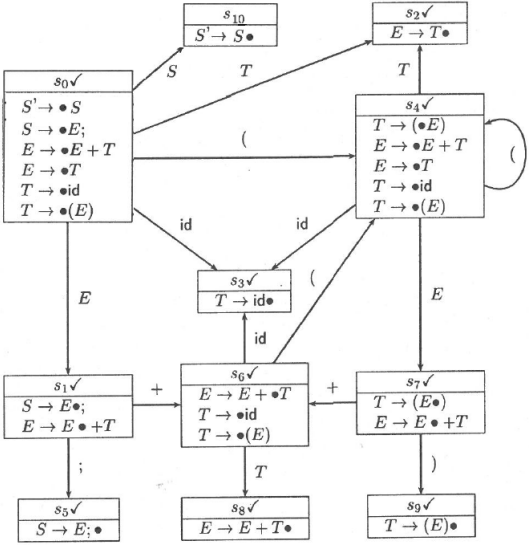
$T \to \bullet (\text{E})$

s_0 označíme ako spracovaný a určíme následovníkov pre tie symboly, pred ktorými je $\bullet$ v položkách stavu s_0, t.j. symboly: $\{S, E, T, \text{id}, (\}$.

Príklad (pokr.)



Príklad (pokr.)



$LR(0)$-analyzátor

- Na základe $LR(0)$-automatu je možné posúdiť, či pôvodná gramatika generuje $LR(0)$-jazyk.
- Taktiež je z neho možné zostrojiť *ACTION* a *GOTO* tabuľky.
- Symbol $\bullet$ v položkách označuje, aká časť pravidla bola rozpoznaná.
- Ak sa automat dostane do stavu s položkou, kde $\bullet$ je na konci pravidla (v príklade stavy s_2, s_3, s_5, s_8, s_9, potom prichádza do úvahy redukcia podľa daného pravidla.
- Ak je v danom stave **len** takáto položka, potom to jednoznačne signalizuje danú redukciu - $LR(0)$-automat teda „rozpoznáva “pravé strany pravidiel v zásobníku a pravá strana je rozpoznaná vtedy, ak sa nachádza celá v zásobníku, t.j. $\bullet$ je na konci pravej strany.

LR(0)-analyzátor - *ACTION*

- *LR*(0) analyzátor pre rozhodovanie o ďalšej akcii **nevyužíva** vstupný symbol, t.j. tabuľka *ACTION* má v tomto prípade len 1 riadok, pretože akcia bude závisieť **len od aktuálneho stavu na vrchole zásobníka**.
- Položka tvaru $\acute{S} \rightarrow S\bullet$ v stave *s*, kde $\acute{S}$ je počiatočný neterminál, signalizuje akceptáciu. Preto $A \in ACTION[s]$.
- Položky tvaru $A \rightarrow \alpha\bullet$ v stave *s*, okrem položky signalizujúcej akceptáciu, signalizujú redukciu podľa pravidla $A \rightarrow \alpha$. Preto $R_{A\rightarrow\alpha} \in ACTION[s]$.
- Položky tvaru $A \rightarrow \alpha \bullet t\beta, t \in T$ v stave *s* signalizujú presun. Preto $P \in ACTION[s]$.

Príklad

Pre gramatiku zo slajdu č. 29 bude *ACTION* analyzátora *LR*(0) vyzerať:

ACTION	s_0	s_1	s_2	s_3	s_4	s_5	s_6	s_7	s_8	s_9	s_{10}
	P	P	R4	R5	P	R2	P	P	R4	R6	A

$LR(0)$-analyzátor - *GOTO*

- Tabuľku *GOTO* zostrojíme na základe $LR(0)$-automatu nasledovne:
- Ak v $LR(0)$ automate existuje prechod zo stavu s na symbol X do stavu $\acute{S}$, potom $GOTO[s, X] = \acute{s}$.

Príklad

Pre gramatiku zo slajdu č. 29 bude *GOTO* analyzátora *LR*(0) vyzerať:

GOTO	s_0	s_1	s_2	s_3	s_4	s_5	s_6	s_7	s_8	s_9	s_{10}
;		s_5									
+		s_6						s_6			
(	s_4				s_4		s_4				
)								s_9			
id	s_3				s_3		s_3				
E	s_1				s_7						
T	s_2				s_2		s_8				
S	s_{10}										

Keďže *LR*(0) je deterministický automat, tabuľka má v každom políčku max. 1 stav.

Konflikty *LR*(0)-analyzátora

- Daný stav však nemusí obsahovať len 1 položku s • na konci pravej strany. Môže totiž obsahovať:
  1. 2 rôzne *LR*(0) položky s • na konci. Potom nevieme, podľa ktorého pravidla vykonať redukciu; ide o konflikt tzv. **redukcia-redukcia** syntaktického analyzátora *LR*(0).
  2. *LR*(0) položky s • na konci aj vo vnútri (alebo na začiatku) pravidla. Potom nevieme, či vykonať redukciu podľa pravidiel s • na konci, alebo presun; ide o konflikt **presun-redukcia** syntaktického analyzátora *LR*(0).

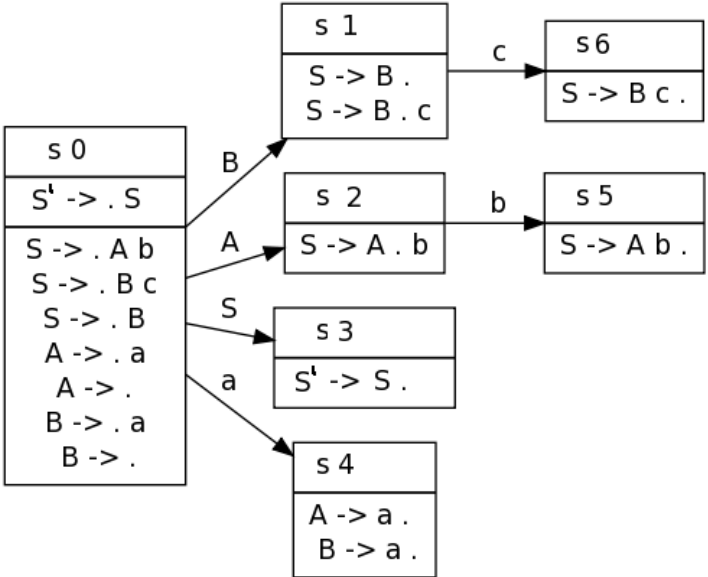
  Jeden stav môže súčasne obsahovať aj viacero konfliktov.

Príklad gramatiky s konfliktami $LR(0)$ analyzátora

Nech je daná gramatika $G = (\{S, A, B\}, \{a, b, c\}, P, S)$ s pravidlami:

1. $S \to Ab$
2. $S \to Bc$
3. $S \to B$
4. $A \to a$
5. $A \to \varepsilon$
6. $B \to a$
7. $B \to \varepsilon$

LR(0) automat


s 0
S' -> . S
S -> . A b
S -> . B c
S -> . B
A -> . a
A -> .
B -> . a
B -> .
B
A
S
a
s 1
S -> B .
S -> B . c
s 2
S -> A . b
s 3
S' -> S .
s 4
A -> a .
B -> a .
c
b
s 6
S -> B c .
s 5
S -> A b .

Tabuľka *ACTION*

ACTION	s_0	s_1	s_2	s_3	s_4	s_5	s_6
	P/R5/R7	P/R3	P	A	R4/R6	R1	R2

Vidíme, že v tabuľke sa nachádzajú konflikty:

- Presun/redukcia v stave s_1
- Redukcia/redukcia v stave s_4
- Presun/redukcia/redukcia v stave s_0

Gramatika sa teda nedá spracovať $LR(0)$ analyzátorom.

LR(0)-analyzátor

- Ak *LR*(0)-analyzátor (stavy *LR*(0)-automatu) neobsahuje konflikty, potom vstupnú gramatiku nazývame *LR*(0) **gramatikou** a možno k nej zostrojiť *LR*(0) syntaktický analyzátor podľa spomenutých princípov.
- Napríklad tabuľka *ACTION* na slajde č. 41 neobsahovala konflikty, teda gramatika zo slajdu č. 29 **je** *LR*(0)**-gramatika**.
- Tabuľka *ACTION* na slajde č. 47 obsahovala konflikty, teda gramatika zo slajdu č. 45 **nie je** *LR*(0) gramatika.

Použitá literatúra

Aho, A., Lam, M., Sethi, R., Ullman, J.: *Compilers: Principles, techniques and tools.*

Dedera, Ľ: *Počítačové jazyky a ich spracovanie*.

Linz, P.: *An Introduction to Formal Languages and Automata*.