3. Fie gramatica:

$E \text{ -> } T + E \mid T$

$T \text{ -> } T * F \mid F$

$F \text{ -> } (E) \mid a$

a) Verificati daca gramatica este LL(1).

b) Incercati sa transformati gramatica in una echivalenta LL(1) aplicand factorizarea la stanga. Verificati daca gramatica obtinuta este LL(1).

c) Folosind un analizor descendent verificati daca secventa:

$a + a$

apartine limbajului generat de gramatica.

$E \to T + E$

$E \to T$

$T \to T * F$

$T \to F$

$F \to (E)$

$F \to a$

Putem factoriza la stânga dor regulile lui E

Gramatica după factorizarea la stânga:

$E \to T\ X$

$X \to + E$

$X \to \varepsilon$

$T \to T * F$

$T \to F$

$F \to (E)$

$F \to a$

(Vom avea în continuare conflict la T)

| | $First_1$ | $Follow_1$ |
|---|---|---|
| E | (,a | $, ) |
| T | (,a | +, $, ), * |
| X | +, ε | $, ) |
| F | (,a | +, $, ), * |

Tabelul de analiză LL(1):

| | + | * | ( | ) | a | $ |
|---|---|---|---|---|---|---|
| E | | | (TX,1) | | (TX,1) | |
| X | (+E,2) | | | (ε,3) | | (ε,3) |
| T | | | (T*F,4)<br>(F,5) | | (T*F,4)<br>(F,5) | |
| F | | | | | | |
| + | | | | | | |
| * | | | | | | |
| ( | | | | | | |
| ) | | | | | | |
| a | | | | | | |
| $ | | | | | | |

E → T X (1)
X → + E (2)
X → ε (3) follow(X)
T → T * F (4)
T → F (5)
F → (E) (6)
F → a (7)

| | $First_1$ | $Follow_1$ |
|---|---|---|
| E | (,a | $, ) |
| T | (,a | +, $, ), * |
| X | +, ε | $, ) |
| F | (,a | +, $, ), * |

Avem conflict, deci Gramatica nu e de tip LL(1)

Dar, deoarece înmulțirea este comutativă, putem modifica regula (4) în
T → F * T

Deci, am avea gramatica:

E → T X (1)
X → + E (2)
X → ε (3)
T → F * T (4)
T → F (5)
F → (E) (6)
F → a (7)

Și să factorizăm din nou:

E → T X (1)
X → + E (2)
X → ε (3)
T → F Y (4)
Y → * T (5)
Y → ε (6)
F → (E) (7)
F → a (8)

| | $First_1$ | $Follow_1$ |
|---|---|---|
| E | (,a | $, ) |
| X | +, ε | $, ) |
| T | (,a | +, $, ) |
| Y | *, ε | +, $, ) |
| F | (,a | *, +, $, ) |

Tabelul de analiză LL(1):

| | + | * | ( | ) | a | $ |
|---|---|---|---|---|---|---|
| E | | | (TX,1) | | (TX,1) | |
| X | (+E,2) | | | (ε,3) | | (ε,3) |
| T | | | (FY,4) | | (FY,4) | |

E → T X (1)
X → + E (2)
X → ε (3)
T → F Y (4)
Y → * T (5)
Y → ε (6)

| | | | | | | |
|---|---|---|---|---|---|---|
| Y | (ε,6) | (*T,5) | | (ε,6) | | (ε,6) |
| F | | | ( (E),7) | | (a,8) | |
| + | pop | | | | | |
| * | | pop | | | | |
| ( | | | pop | | | |
| ) | | | | pop | | |
| a | | | | | pop | |
| $ | | | | | | acc |

Nu sunt conflicte, deci gramatica este de tip LL(1)

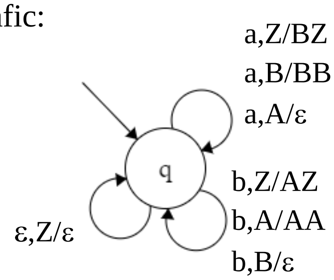
(a+a$,E$,ε) $\vdash^{\text{push 1}}$ (a+a$,TX$,1) $\vdash^{\text{push 4}}$(a+a$,FYX$,14) $\vdash^{\text{push 8}}$(a+a$,aYX$,148) $\vdash^{\text{pop}}$ (+a$,YX$,148) $\vdash^{\text{push 6}}$(+a$,X$,1486) $\vdash^{\text{push 2}}$(+a$,+E$,14862) $\vdash^{\text{pop}}$(a$,E$,14862) $\vdash^{\text{push 1}}$ (a$,TX$,148621) $\vdash^{\text{push 4}}$(a$,FYX$,1486214) $\vdash^{\text{push 8}}$(a$,aYX$,14862148) $\vdash^{\text{pop}}$ ($,YX$,14862148) $\vdash^{\text{push 6}}$($,X$,148621486) $\vdash^{\text{push 3}}$($,$,1486214863) $\vdash^{\text{acc}}$ acc

$\Rightarrow$ a+a $\in$ L(G)

f) L = {w | w ∈ {a, b}*, $nr_a(w) = nr_b(w)$ } APD cu GIC APD cu criteriul starii finale
Criteriul stivei vide

| | | a | b | ε |
|---|---|---|---|---|
| q | Z | (q,BZ) | (q,AZ) | (q, ε) |
| | A | (q, ε) | (q,AA) | |
| | B | (q,BB) | (q, ε) | |

Grafic:




Verificăm dacă abba este acceptat de automat:
(starea curentă (inițială), secvența de verificat (banda de intrare, cu vf. spre stânga), stiva de lucru cu v.f. spre stânga, inițial avem simbolul din vârful stivei) )
(q,abba,Z) $\vdash^{\text{rămânem în q, l-am folosit pe a, punem BZ în vf. stivei}}$ (q,bba,BZ) ⊢ (q,ba,Z) ⊢ (q,a,AZ) ⊢ (q,ε,Z) ⊢ (q,ε,ε) – s-a golit stiva (și banda de intrare), deci secvența este acceptată.

Transformați gramatica în automat push-down
S → aSb | bSa | SS | ε

Cu criteriul stivei vide, din gramatică

| | | a | b | ε |
|---|---|---|---|---|
| q | S | | | $(q,aSb)^{(1)}$, $(q,bSa)^{(2)}$, $(q,SS)^{(3)}$, $(q, \varepsilon)^{(4)}$ |
| | a | $(q, \varepsilon)^{(5)}$ | | |
| | b | | $(q, \varepsilon)^{(6)}$ | |

(q,abba,S) $\vdash^{(3)}$ (q,abba,SS) $\vdash^{(1)}$ (q,abba,aSbS) $\vdash^{(5)}$ (q,bba,SbS) $\vdash^{(4)}$ (q,bba,bS) $\vdash^{(6)}$ (q,ba,S) $\vdash^{(2)}$ (q,ba,bSa) $\vdash^{(6)}$ (q,a,Sa) $\vdash^{(4)}$ (q,a,a) $\vdash^{(5)}$ (q,ε,ε) , deci abba ∈ L(M)

Sau o altă gramatică:
S → aSbS | bSaS | ε

2. Fie gramatica:

S -> if c then S endif
S -> if c then S else S endif
S -> stmt

Daca inlocuim: ***if c then*** cu ***a***, ***else*** cu ***b*** , ***endif*** cu ***c*** , si ***stmt*** cu ***i*** avem:

S -> a S c
S -> a S b S c
S -> i

Pentru una dintre cele 2 gramatici de mai sus:

a) Verificati daca gramatica este LR(0).
b) Verificati daca este SLR.
c) Este LR(1)?

$S \to aSc$
$S \to aSbSc$
$S \to i$

Îmbogățim gramatica:

$S' \to S$
$S \to aSc$
$S \to aSbSc$
$S \to i$

a) Constucția colecției canonice LR(0):Tabela de analiz[ LR(0)

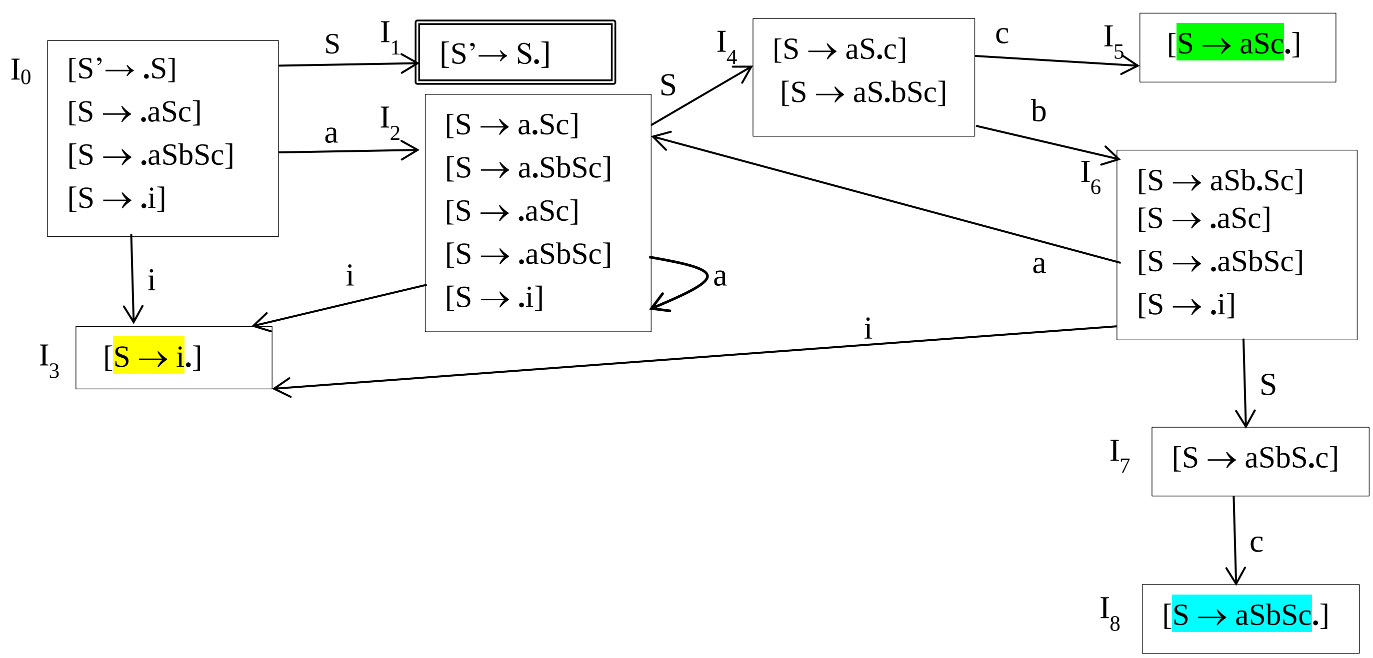



Tabela de analiză LR(0)

| | Acțiune | go to | | | | |
|---|---|---|---|---|---|---|
| | | S | a | b | c | i |
| $I_0$ | s | $I_1$ | $I_2$ | | | $I_3$ |

$S' \to S$ (0)
$S \to aSc$ (1)
$S \to aSbSc$ (2)
$S \to i$ (3)

| | | | | | | |
|---|---|---|---|---|---|---|
| $I_1$ | acc | | | | | |
| $I_2$ | s | $I_4$ | $I_2$ | | | $I_3$ |
| $I_3$ | 3 | | | | | |
| $I_4$ | s | | | $I_6$ | $I_5$ | |
| $I_5$ | 1 | | | | | |
| $I_6$ | s | $I_7$ | $I_2$ | | | $I_3$ |
| $I_7$ | s | | | | $I_8$ | |
| $I_8$ | 2 | | | | | |

Nu avem conflicte, deci, Gramatica e de tip LR(0) $\Rightarrow$ este și SLR și LR(1)

$S' \to S$

$S \to aSc$

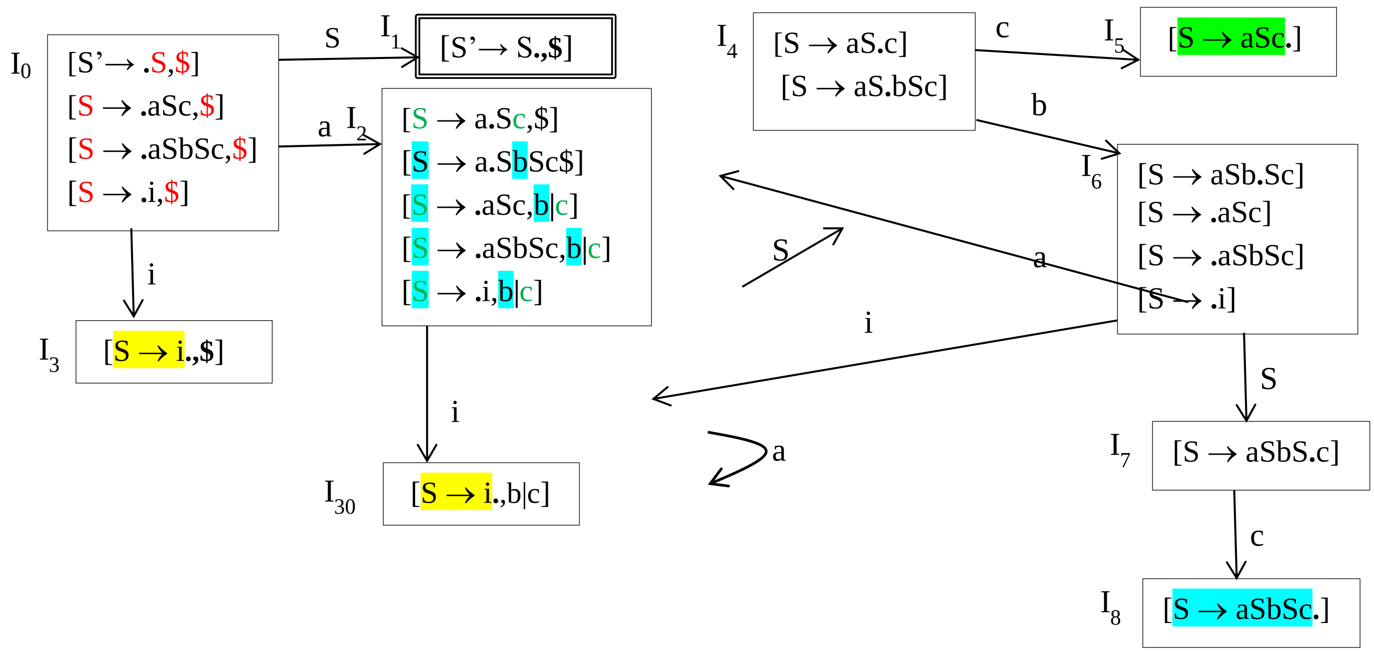
$S \to aSbSc$

$S \to i$

Nu enecesar, deoarece nu avem 2 neterminali unul după celălalt.

| | $First_1$ |
|---|---|
| S‘ | a,i |
| S | a,i |

Construcția colecției canonice LR(1) neterminată:



1. Fie gramatica:

S $\to$ AA

A $\to$ aA

A $\to$ b

b) Verificati daca gramatica este **LR(1)**. d) Folosind un analizor de tip LR(K), verificați dacă secvența ”abab” apartine limbajului generat de gramatica. Analizorul va fi ales in functie de răspunsul la intrebarile de mai sus.

b) Îmbogățim gramatica:

S’$\to$ S (0)

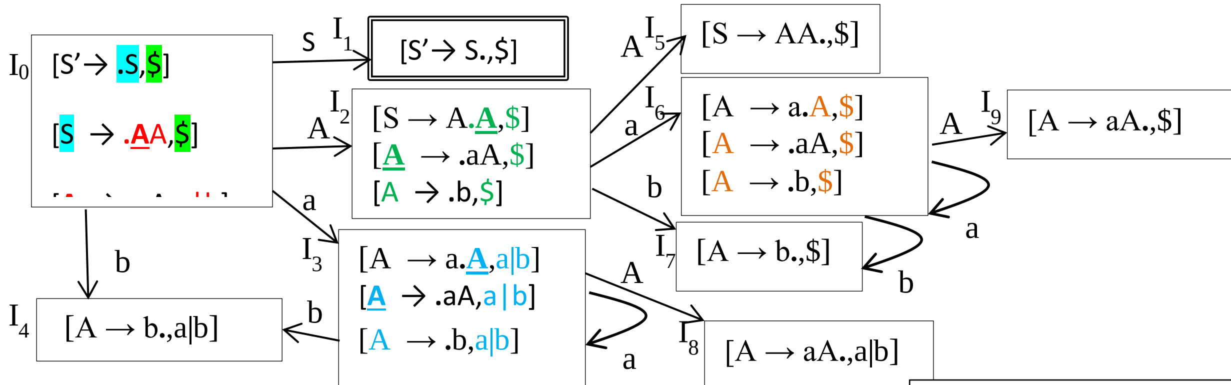
S $\to$ AA (1)

A $\to$ aA (2)

A $\to$ b (3)

| | $First_1$ |
|---|---|
| S’ | a,b |
| S | a,b |
| A | a,b |

Colecția canonică LR(1):




S $\to$ AA (1)

A $\to$ aA (2)

A $\to$ b (3)

Tabela de analiză LR(1)- similar cu tabela SLR

| | S | A | a | b | | $ |
|---|---|---|---|---|---|---|
| $I_0$ | $s_1$ | $s_2$ | $s_3$ | $s_4$ | | |
| $I_1$ | | | | | | acc |
| $I_2$ | | $s_5$ | $s_6$ | $s_7$ | | |
| $I_3$ | | $s_8$ | $s_3$ | $s_4$ | | |
| $I_4$ | | | $r_3$ | $r_3$ | | |
| $I_5$ | | | | | | $r_1$ |
| $I_6$ | | $s_9$ | $s_6$ | $s_7$ | | |
| $I_7$ | | | | | | $r_3$ |
| $I_8$ | | | $r_2$ | $r_2$ | | |
| $I_9$ | | | | | | $r_2$ |

($\boxed{0,a}$bab$,ε) $\vdash^{(s_3)}$ ($0a3,bab$,ε) $\vdash^{(s_4)}$ ($0a3<u>b4</u>,$\boxed{a}$b$,ε) $\vdash^{(r3)}$ ($0<u>a3A8</u>,ab$,3) $\vdash^{(r_2)}$ ($0A2,ab$,23) $\vdash^{(s_6)}$($0A2a6,b$,23) $\vdash^{(s_7)}$($0A2a6b7,$,23) $\vdash^{(r_3)}$($0A2a6A9,$,323) $\vdash^{(r_2)}$($0A2A5,$,2323) $\vdash^{(r_1)}$($0S1,$,12323) $\vdash^{(acc)}$acc =>

abab$\in$L(G) și șirul producțiilor utilizate este 1, 2, 3, 2, 3

Nu avem conflicte, deci gramatica e de tip LR(1)

Analiza-la fel cu SLR, se utilizează predicția – vf. benzii de intrare (linie + coloană)

($0,abab$,ε) $\vdash^{(s_3)}$ ($0a3,bab$,ε) $\vdash^{(s_4)}$ ($0a3<u>b4</u>,ab$,ε) $\vdash^{(r3)}$ ($0<u>a3A8</u>,ab$,3) $\vdash^{(r_2)}$ ($0A2,ab$,23)
$\vdash^{(s_6)}$($0A2a6,b$,23) $\vdash^{(s_7)}$($0A2a6b7,$,23) $\vdash^{(r_3)}$($0A2a6A9,$,323) $\vdash^{(r_2)}$($0A2A5,$,2323)
$\vdash^{(r_1)}$($0S1,$,12323) $\vdash^{(acc)}$acc =>

abab$\in$L(G) și șirul producțiilor utilizate este 1, 2, 3, 2, 3

Cum dem. că o gramatică e independentă de context? – cu definiția (vezi cursul)
Ai doar $N \rightarrow asD$
Nu și $aN \rightarrow asD$

$S \rightarrow aSb \mid bSa \mid SS \mid \varepsilon$
Epsilon independentă:
$S' \rightarrow \varepsilon \mid S$
$S \rightarrow aSb \mid bSa \mid SS \mid ab \mid ba$

**5 Gramatica de precedență simplă. Exemplu**

Mai există (și vor fi studiate la seminar) și alte tipuri de analiză sintactică ascendentă. Dintre acestea, vom vedea doar cum se lucrează cu (/un exemplu de) gramatici de predecență slabă.

- Analiza ascendentă
- Depistează limita dreaptă și a a celei stângi pentru a face o reducere.

Se folosesc relațiile <•, •>, =• (relații de precedență)

Relații de precedență Wirth-Weber

$R_{<\bullet} \subset (N \cup \Sigma \cup \{\$\}) \times (N \cup \Sigma \cup \{\$\})$

$R_{=\bullet} \subset (N \cup \Sigma \cup \{\$\}) \times (N \cup \Sigma \cup \{\$\})$

$R_{\bullet>} \subset (N \cup \Sigma \cup \{\$\}) \times (\Sigma \cup \{\$\})$

$X =\bullet Y$: $A \to \alpha XY\gamma \in P$

$X <\bullet Y$: $A \to \alpha XB\gamma \in P$, $B =>^{+} Y\gamma$

$X \bullet> a$: $A \to \alpha BY\gamma \in P$, $B =>^{+} \gamma X$, $Y =>^{*} a\delta$

$\$ <\bullet X$: $S =>^{+} X\alpha$

$X \bullet> \$$: $S =>^{+} \alpha X$

Definiție:

Gramatica de precedență simplă este o gramatică independentă de context proprie

- unic invertibilă:

nu există 2 reguli de producție cu același membru drept

- între oricare 2 simboluri există cel mult o relație de precedență

Analizorul de precedență simplă:

- constuiește tabelul de precedență a operatorilor
- analizează o secvență de terminale

modelul stivei ~LR

<•, și, =• - deplasare

•> - reducere $Y <\bullet X_1 =\bullet ... =\bullet X_i \bullet> Z$

$A \to X_1 ... X_i$

Exemplu:

$S \to aSSb$ (1)

$S \to c$ (2)

Cuvântul accb $\in L(G)$ ?

| | S | a | b | c | $ |
|---|---|---|---|---|---|
| S | =• | <• | =• | <• | |
| a | =• | <• | | <• | |
| b | | •> | •> | •> | •> |
| c | | •> | •> | •> | •> |
| $ | | <• | | <• | |

$S \rightarrow aSSb$ (1)

$S \rightarrow c$ (2)

$R_{<\bullet} \subset (N\cup\Sigma\cup\{\$\})\times(N\cup\Sigma\cup\{\$\})$

$R_{=\bullet} \subset (N\cup\Sigma\cup\{\$\})\times(N\cup\Sigma\cup\{\$\})$

$R_{\bullet>} \subset (N\cup\Sigma\cup\{\$\})\times(\Sigma\cup\{\$\})$

$X =\bullet Y$: $A \rightarrow \alpha XY\gamma \in P$

X și Y sunt consecutive în membrul drept al unei reguli de prod. a gramaticii

$S \rightarrow aSSb$, $S \rightarrow aSSb$, $S \rightarrow aSSb$

$X <\bullet Y$: $A \rightarrow \alpha XB\gamma \in P$, $B \Rightarrow^{+} Y\gamma$

X (a/S) se află în fața unui neterminal (S), care se derivează în cel puțin un pas în ceva ce începe cu Y (a/c)

$S \rightarrow \underline{a}Sb$

$S \Rightarrow^{(1)} aSSb$

$S \Rightarrow^{(2)} c$

$S \rightarrow a\underline{S}Sb$

$X \bullet> a$: $A \rightarrow \alpha BY\gamma \in P$, $B \Rightarrow^{+} \gamma X$, $Y \Rightarrow^{*} a\delta$

X (**b**/**c**) este ultimul din derivarea cu cel puin un pas a unui neterminal (S), și se află în fața terminalului a (b) sau a unuineterminal (S) care se derivează în ceva ce începe cu terminalul a (a/c)

$S \rightarrow a\underline{S}Sb$

$S \Rightarrow^{(1)} aSS\underline{b}$ Ultimul

$S \Rightarrow^{(2)} \underline{c}$ de aici

$S \Rightarrow^{(1)} aSSb$ E mai mare decât

$S \Rightarrow^{(2)} c$ primul de aici

$S \rightarrow aS\underline{S}b$ E mai mare decât primul de aici

$S \Rightarrow^{(1)} aSSb \Rightarrow^{(2)} acSb \Rightarrow^{(2)} accb$

| | |
|---|---|
| | $\$ <\bullet X$: $S \Rightarrow^{+} X\alpha$<br>$ e mai mic decât un X care e primul în derivarea de cel puțin un pas a lui S<br>$S \Rightarrow^{(1)}$ aSSb<br>$S \Rightarrow^{(2)}$ c<br>$X \bullet> \$$: $S \Rightarrow^{+} \alpha X$<br>X e mai mare decât $ dacă e ultimul în derivarea de cel puțin un pas a lui S<br>$S \Rightarrow^{(1)}$ aSSb<br>$S \Rightarrow^{(2)}$ c |

| | S | a | b | c | $ |
|---|---|---|---|---|---|
| S | =• | <• | =• | <• | |
| a | =• | <• | | <• | |
| b | | •> | •> | •> | •> |
| c | | •> | •> | •> | •> |
| $ | | <• | | <• | |

$S \rightarrow aSSb$ (1)

$S \rightarrow c$ (2)

Gramatica este de precedență simplă

$(\$,accb\$,\varepsilon) \vdash^{(<\bullet \text{ deplasare})} (\$<\bullet a,ccb\$,\varepsilon) \vdash^{(<\bullet \text{ deplasare})} (\$<\bullet a<\bullet c,cb\$,\varepsilon) \vdash^{(\bullet> \text{ reducere } 2)}$ $(\$<\bullet a=\bullet S,cb\$,2) \vdash^{(<\bullet \text{ deplasare})} (\$<\bullet a=\bullet S<\bullet c,b\$,2) \vdash^{(\bullet> \text{ reducere } 2)} (\$<\bullet a=\bullet S=\bullet S,b\$,22) \vdash^{(=\bullet \text{ deplasare})}$ $(\$<\bullet a=\bullet S=\bullet S=\bullet b,\$,22) \vdash^{(\bullet> \text{ reducere } 1)} (\$S,\$,122) \vdash acc \Rightarrow$ **accb** $\in L(G)$ și șirul producțiilor este 1, 2 și 2

$S \Rightarrow^{(1)} aS\underline{S}b \Rightarrow^{(2)} aS\underline{c}b \Rightarrow^{(2)} accb$

2.Fie L –limbajul regular corespunzator expresiei regulare:aa*b*.(2p)
Fie w = abb. Puteti identifica doua descompuneri w=xyz a.i. $xy^iz \in L$ ?(Justificati!)

$L=\{a^nb^m \mid n>0, m\geq 0\}$

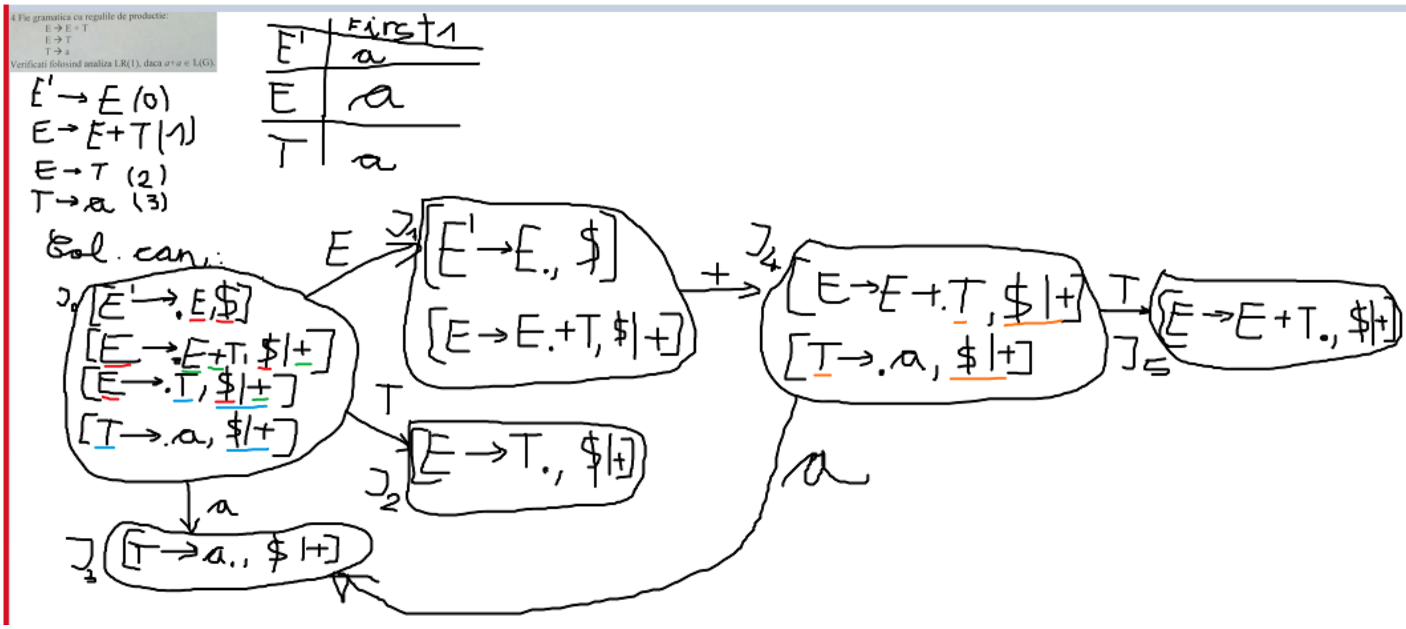
~~Descompunerea incorectă este: x=ε, y=a, z=bb, justificare:~~ $\cancel{xy^iz = a^ibb=a^ib^2}$ ~~care e de forma~~ $\cancel{a^nb^m}$ ~~cu n>0, m≥0, deci e din L~~

Descompunerea 1: x=a, y=b, z=b justificare: $xy^iz = ab^ib=ab^{i+1}$ care e de forma $a^nb^m$ cu n>0, m≥0, deci e din L

Descompunerea 2: x=ab, y=b, z=ε justificare: $xy^iz = abb^i=ab^{i+1}$ care e de forma $a^nb^m$ cu n>0, m≥0, deci e din L

Descompunerea 3: x=a, y=bb, z=ε justificare: $xy^iz = a(bb)^i=ab^{2i}$ care e de forma $a^nb^m$ cu n>0, m≥0, deci e din L

LR(1)




| | E | T | + | a | $ |
|---|---|---|---|---|---|
| $I_0$ | $s_1$ | $s_2$ | | $s_3$ | |
| $I_1$ | | | $s_4$ | | acc |
| $I_2$ | | | $r_2$ | | $r_2$ |
| $I_3$ | | | $r_3$ | | $r_3$ |
| $I_4$ | | $s_5$ | | $s_3$ | |
| $I_5$ | | | $r_1$ | | $r_1$ |

| | |
|---|---|
| E→E+T | (1) |
| E→T | (2) |
| T→a | (3) |

Verificăm dacă a+a∈L(G):

($0,a+a$,ε) $\vdash^{(\text{shift } 3)}$ ($0**a3**, +a$,ε) $\vdash^{(\text{reducere } 3)}$ ($0**T2**, +a$,3) $\vdash^{(\text{reducere } 2)}$ ($0**E1**, +a$,23) $\vdash^{(\text{shift } 4)}$ ($0E1+4, a$,23) $\vdash^{(\text{shift } 3)}$ ($0E1+4**a3**, $,23) $\vdash^{(\text{reducere } 3)}$ ($0E1+4**T5**, $,323) $\vdash^{(\text{reducere } 1)}$ ($0E1, $,1323) $\vdash$acc ⇒ a+a∈L(G), șirul producțiilor utilizate pentru obținerea lui a+a este 1,3,2,3:

E $\Rightarrow^{(1)}$ E+T $\Rightarrow^{(3)}$ E+a $\Rightarrow^{(2)}$ T+a $\Rightarrow^{(3)}$ a+a

Eliminarea redenumirilor pentru gramatica:

E→E+T
~~E→T~~
T→a
$N_E$={E,T}
$N_T$={T}

După eliminare:
E→E+T
T→a
E→a

E→T+E | T

T→F*T | F

F→E|a

Este recursivă la stg.

Eliminăm recursivitatea la stânga:

E→T+E | T

T→F*T | F

~~F→a~~

~~F→T+E | T~~

~~F→ F*T+E | F+E | F*T | F~~

F→ a | aF’

F’→ *T+E | +E | *T | *T+E F’ | +E F’ | *T F’

Eliminarea recursivității la stânga pentru:

A → BC √

~~B → AC~~

C → c √

~~B → BCC~~

B → B’

B’ → CC|CCB’

Fie urmatoarea instructiune Pascal:

if a>b then max:=a else max:=b

a) Dati o gramatica independent de context (simplificata) care descrie (cel putin) sintaxa instructiunilor din exemplul dat

b) Traduceti in cod intermediar cu 3 adrese, reprez. cvadruple

c) Fie atributul **cod** cu semnificatia: codul intermediar cu 3 adrese (reprezentare cvadruple). Dati gramatica de atribute si regulile de evaluare ale atributului **cod**.

d) Evaluati atributele pentru exemplul dat

a)

<instr_if>→ if <cond> then <asign> else <asign>

<cond> → ID > ID

<asign>→ID := ID

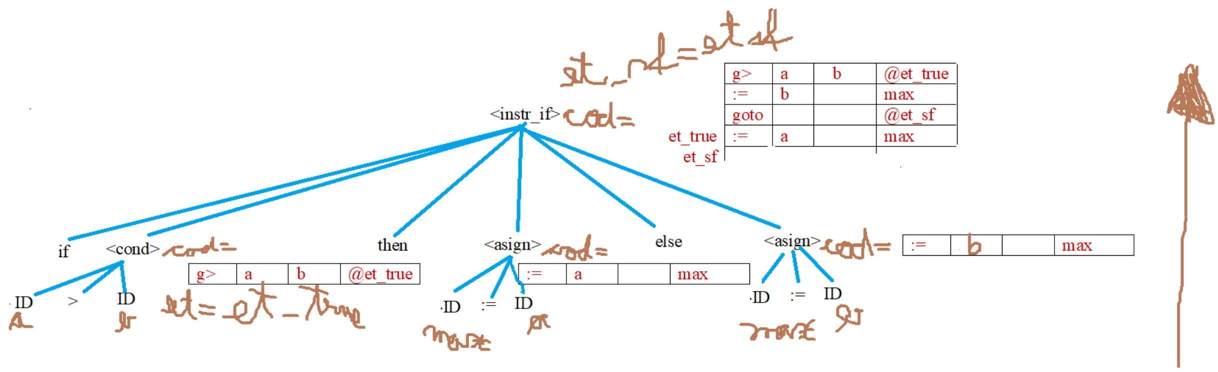
b) if a>b then max:=a else max:=b

| | **op.** | **arg1** | **arg2** | **rez** |
|---|---|---|---|---|
| | ... | ... | ... | ... |
| | g> | a | b | @et_true |
| | := | b | | max |
| | goto | | | @et_sf |
| et_true | := | a | | max |
| et_sf | ... | ... | ... | ... |

c)

<table>
<tr><td><instr_if>→ if <cond> then <asign> else <asign>’</td><td><instr_if>.et_sf← new Label()<br><instr_if>.cod←<cond>.cod||<asign>’.cod||<table><tr><td>goto</td><td></td><td></td><td><instr_if>.et_sf</td></tr></table>||<cond>.et||<asign>.cod||<instr_if>.et_sf</td></tr>
<tr><td><cond> → ID > ID’</td><td><cond>.et←new Label()<br><cond>.cod←<table><tr><td>g></td><td>ID</td><td>ID’</td><td>@<cond>.et</td></tr></table></td></tr>
<tr><td><asign>→ID := ID’</td><td><asign>.cod←<table><tr><td>:=</td><td>ID’</td><td></td><td>ID</td></tr></table></td></tr>
</table>

d)




GIC în APD cu algoritm, sse ob;ine APD cu criterial stivei vide:

$L=\{a^n b^m | n,m>=0\}$

S→aS|Sb|ε

| | | a | b | ε |
|---|---|---|---|---|
| q | S | | | (q, aS) (q, Sb) (q, ε) |
| | a | (q, ε) | | |
| | b | | (q, ε) | |

sau

S→AB

A→aA|ε

B→bB|ε

| | | a | b | ε |
|---|---|---|---|---|
| q | S | | | (q, AB) |
| | A | | | (q, aA) (q, ε) |
| | B | | | (q, bB) (q, ε) |
| | a | (q, ε) | | |
| | b | | (q, ε) | |

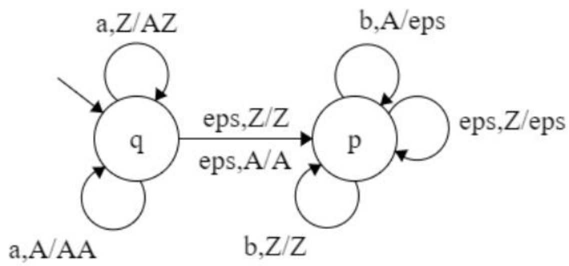
Sau...

$L=\{a^n b^m \mid m>=n>=0\}$

$S \rightarrow aSb|Sb|\varepsilon$

| | | a | b | ε |
|---|---|---|---|---|
| q | S | | | (q, aSb) (q, Sb) (q, ε) |
| | a | (q, ε) | | |
| | b | | (q, ε) | |

APD – graf:




APD tabel intuitiv:

| | | a | b | ε |
|---|---|---|---|---|
| q | Z | (q,AZ) | | (p,Z) |
| | A | (q,AA) | | (p,A) |
| p | Z | | (p, Z) | (p, ε) |
| | A | | (p, ε) | |

Varianta 2:

| | | a | b | ε |
|---|---|---|---|---|
| q | Z | (q,AZ) | | (p,Z) |
| | A | (q,AA) | (p, ε) | |
| p | Z | | (p, Z) | (p, ε) |
| | A | | (p, ε) | |

Varianta 3:

| | | a | b | ε |
|---|---|---|---|---|
| q | Z | (q,AZ) | | (p,Z) |
| | A | (q,AA) | (p, ε) | |
| p | Z | | (p, Z) (p, ε) | |
| | A | | (p, ε) | |