

SEMINAR 1

Saturday, November 6, 2021 4:38 PM

① ANALIZA LEXICALĂ

- specifică lexicală


$$(1) (10/01) \neq 0$$

(2) $0 \wedge +$

(3) $\lambda(0,1,0)^T$

10101000 10011000 11
3 3 3

2

(1) $(a^*b)^*c$ Um sich eine neue Regel zu merken? $\rightarrow b$

(2) abc^*

$\underbrace{ca}_{1} \underbrace{+cc}_{2} \underbrace{+b}_{1} \underbrace{+ca}_{1} \underbrace{+b}_{1} \underbrace{+ca}_{2}$

2 ANALIZA SINTACTICĂ

ANALIZA TOP-DOWN

① $S \rightarrow Aa \mid a$

A \rightarrow Sb

- E recursivă la stânga?
- Ce înseamnă recursivitate la stânga?

RECURSIVITATE LA STANGA

$$X \rightarrow^* X_a$$
$$X \rightarrow X \alpha | \beta \quad (\text{direct})$$
$$\begin{cases} X \rightarrow Y \alpha \mid \beta \\ Y \rightarrow X \delta \end{cases} \quad (\text{indirect})$$

ELIMINARE REC. LA STÂNGA

① $A \rightarrow A\alpha \mid \beta$
 $A \rightarrow \beta A'$
 $A' \rightarrow \alpha A' \mid \epsilon$

EXERCITÛ

5) $S \rightarrow Aa \mid a$ (2)
 $A \rightarrow Sb$

$$S \rightarrow \underline{S}ba|d \Rightarrow S \rightarrow dS'$$

$$S' \rightarrow baS|\epsilon$$

PASI GENERALI:

- ① \leftarrow eliminarea producțiilor E
- ② \leftarrow eliminarea ciclurilor ($S \Rightarrow S$)
- ③ \leftarrow eliminarea recursivității

① ELIMINARE PRODUCȚII Σ

ELIMINARE PRODUCȚIE

① $S \rightarrow Xa$ $\Rightarrow S \rightarrow Xa|X|a \rightarrow$ cazul $X \rightarrow \epsilon$
 $X \rightarrow aXb| \epsilon$ $X \rightarrow aXb|ab$ \rightarrow cazul în care $X \rightarrow \epsilon$
 $a \rightarrow aa|a|a| \epsilon$ $a \rightarrow aa|a|a|a$ \rightarrow cazul $a \rightarrow \epsilon$
cazul $a \rightarrow \epsilon$

(2) $S \rightarrow AB \Rightarrow S' \rightarrow S | \epsilon$
 $A \rightarrow AaA | \epsilon \quad A \rightarrow AaA | aA | Aa | a$
 $B \rightarrow BbB | \epsilon \quad B \rightarrow BbB | bB | Bb | b$

→ aici au fost eliminate toate producțiile ε , mai puțin cele pentru regula S' care nu apare în derivața (KKS) niciunei alte producții

③ ELIMINARE cicli

- O gramatică are un ucler, atunci când există o producție $S \rightarrow S$ astfel încât $S \Rightarrow^+ S$

exemple: $S \rightarrow X \mid X^c \mid SS$
 $X \rightarrow S \mid a$

\Rightarrow cideu $S \xrightarrow{+} S$ \wedge $X \xrightarrow{+} X$

! Eliminarea cileurilor se face numai **DUPĂ** eliminarea E- producătorilor !

De ce avem nevoie să eliminăm ciclurile?

example: $A \rightarrow A|A|A \Rightarrow A \rightarrow AA'$
 $A' \rightarrow \underline{A'}|\underline{AA'}|\epsilon$

\Rightarrow nu merge să aplic algoritmul

CUM FACEM?

- elimi năm aparitile variabilelor cile din drapla

ex. $S \rightarrow x | x^k | ss \Rightarrow S \rightarrow a | a^k | ss$
 $X \rightarrow s | a \quad X \rightarrow x^k | ss | a$

⑤ ELIMINARE RECURSIVITATE

$$\begin{aligned} ① \quad E &\rightarrow E^+ T \mid T \\ &\Rightarrow E \rightarrow TE' \\ &\quad E' \rightarrow +TE' \mid \varepsilon \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} ② \quad A &\rightarrow AB^+ \mid Aa \mid a \\ &\Rightarrow A \rightarrow aA' \\ &\quad A' \rightarrow bA' \mid aA' \mid \varepsilon \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} ③ \quad A &\rightarrow AC \mid Acd \mid Bd \mid C \\ &\Rightarrow A \rightarrow BdA' \mid CA' \\ &\quad A' \rightarrow CA' \mid adA' \mid \varepsilon \end{aligned}$$

④ CAZ SPECIAL \Rightarrow ce se întâmplă dacă nu avem niciun β ?

$$A \rightarrow AA_1 \mid A_2 \Rightarrow A' \rightarrow AA' \mid A_1 \mid \varepsilon$$

$$⑤ \quad S \rightarrow Sa \mid S \mid \varepsilon \Rightarrow S' \rightarrow aS' \mid \varepsilon$$

⑥ CAZ SPECIAL \Rightarrow recursivitate indirectă

$$\begin{aligned} S &\rightarrow SX \mid SS^+ \mid XS \mid a \\ X &\rightarrow Sa \mid X^+ \end{aligned}$$

$$\Rightarrow S \rightarrow XS' \mid aS' \quad \Rightarrow \text{nu am eliminat recursivitatea}$$

$$S' \rightarrow XS' \mid S^+S' \mid \varepsilon \quad S \rightarrow SaX'SS'$$

$$X \rightarrow SaX'$$

$$X' \rightarrow X^+ \mid \varepsilon$$

\Rightarrow cum facem?

$$\text{ex } S \rightarrow SX \mid SS^+ \mid XS \mid a \Rightarrow \begin{cases} \text{nu avem prod. } \varepsilon \\ \text{nu avem } \varepsilon \text{ direct} \end{cases}$$

$$X \rightarrow X^+ \mid Sa \mid b$$

① ne eliminăm recursivitatea la stânga din prima regulă (S)

$$S \rightarrow XSS' \mid aS'$$

$$S' \rightarrow XS' \mid S^+S' \mid \varepsilon$$

$$X \rightarrow X^+ \mid Sa \mid b$$

② îl înlocuim pe S în X

$$X \rightarrow XSS'a \mid aS'a \mid X^+b$$

③ înlocuim recursivitatea pentru producția X

$$X \rightarrow aS'aX' \mid bX'$$

$$X' \rightarrow SS'aX' \mid bX' \mid \varepsilon$$

$$\Rightarrow \begin{cases} S \rightarrow XSS' \mid aS' \\ S' \rightarrow XS' \mid S^+S' \mid \varepsilon \\ X \rightarrow aS'aX' \mid bX' \\ X' \rightarrow SS'aX' \mid bX' \mid \varepsilon \end{cases}$$

$$\textcircled{7} \quad \begin{aligned} S &\rightarrow Aa|b \\ A &\rightarrow Ac|Sd|\varepsilon \end{aligned}$$

\Rightarrow ① eliminăm rec. în $S \rightarrow Aa|b \Rightarrow$ nu avem

② înlocuim pe S în $A \Rightarrow$

$$A \rightarrow Ac|Aad|bd|\varepsilon$$

③ eliminăm rec. din $A \Rightarrow A \rightarrow b d A' | A'$

$$A' \rightarrow c A' | a d A' | \varepsilon$$

$$\Rightarrow \begin{cases} S \rightarrow Aa|b \\ A \rightarrow b d A' | A' \\ A' \rightarrow c A' | a d A' | \varepsilon \end{cases}$$

$\textcircled{8}$ Eliminate left recursion from the following grammar:

$$S \rightarrow STS | ST | T$$

$$T \rightarrow Ta | Tb | U$$

$$U \rightarrow T | c$$

① gramatică are ciclu $\Rightarrow T \rightarrow U \rightarrow T$

$$\Rightarrow \begin{cases} T \rightarrow Ta | Tb | c \\ U \rightarrow Ta | Tb | c \end{cases} \Rightarrow U \Leftrightarrow T$$

$$\begin{aligned} \Rightarrow \begin{cases} S \rightarrow STS | ST | T \\ T \rightarrow Ta | Tb | c \end{cases} &\Rightarrow \begin{cases} S \rightarrow TS' \\ S' \rightarrow TSS' | TS' | \varepsilon \\ T \rightarrow Ta | Tb | c \end{cases} &\Rightarrow \begin{cases} S \rightarrow TS' \\ S' \rightarrow TSS' | TS' | \varepsilon \\ T \rightarrow cT' \\ T' \rightarrow aT' | bT' | \varepsilon \end{cases} \end{aligned}$$

FACTORIZARE (LA STANGA)

$\textcircled{1}$ 3. (a) Left factor the following grammar:

$$E \rightarrow \text{int} | \text{int} + E | \text{int} - E | E - (E) | E * E$$

(b) Eliminate left-recursion from the following grammar:

$$\begin{aligned} A &\rightarrow A + B | B \\ B &\rightarrow \text{int} | (A) | B * \text{int} \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \text{a) } E &\rightarrow \text{int} X | E Y \\ X &\rightarrow +E | -E | \varepsilon \\ Y &\rightarrow -(E) | *E \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \text{b) } A &\rightarrow BA' \\ A' &\rightarrow +BA' | \varepsilon \\ B &\rightarrow \text{int} B' | (A) B' \\ B' &\rightarrow * \text{int} B' | \varepsilon \end{aligned}$$

$\textcircled{2}$

$S \rightarrow bAb$	bBa	\rightarrow eliminare rec. și factorizare
$A \rightarrow aS$	CB	
$B \rightarrow b$	BC	
$C \rightarrow c$	cC	

$\textcircled{1}$ Factorizare: Eliminare recursivitate

$$\begin{aligned} S &\rightarrow bX \\ X &\rightarrow Ab|Ba \\ A &\rightarrow aS|CB \\ B &\rightarrow b|BC \\ C &\rightarrow cD \\ D &\rightarrow \varepsilon|C \end{aligned} \Rightarrow \begin{aligned} B &\rightarrow bB' \\ B' &\rightarrow CB'|\varepsilon \end{aligned}$$

③ $E \rightarrow E * E \mid E + E \mid (E) \mid \text{int}$ Căți arbori de parșare diferiți?

$$5 * 3 + (2 * 4) + 4$$

\Rightarrow în total 5

a) $5 \oplus 3 + (2 * 4) + 4$ 2 arbori
 $\left[\begin{array}{c} (\\ \quad \quad \quad) \end{array} \right]$

b) $5 * 3 \oplus (2 * 4) + 4$ 1 arbore

c) $5 * 3 + (2 * 4) \oplus 4$ 2 arbori
 $\left[\begin{array}{cc} (&) \\ (&) \end{array} \right]$

④ Ce ar trebui să adăugăm gramaticii de mai sus pt. a nu mai fi ambiguă?
 \rightarrow reguli de precedență și asociere

⑤ $S \rightarrow aSb \mid Sb \mid b$
 Este ambiguă?

\Rightarrow găsim sau nu 2 arbori de derivare diferiți
 $abbb$

$$S \xrightarrow{1} aSb \xrightarrow{2} aSb \xrightarrow{3} abbb$$

$$S \xrightarrow{2} Sb \xrightarrow{1} aSb \xrightarrow{3} abbb$$

RECURSIVE DESCENT

\rightarrow face backtracking cu producțiile în ordine până găsește o potrivire

$S \rightarrow baSab \mid baS \mid b$
 și $baab$

$S \rightarrow baSab \rightarrow ba baSab ab \rightarrow ba ba baSab abab$ *nepotrivire*
 $\rightarrow ba ba baS abab \times$
 $\rightarrow ba ba b abab$
 $\rightarrow ba baS ab \dots$
 $\rightarrow ba b ab \checkmark$

Care ar fi cea mai scurtă variantă posibilă?

$S \rightarrow baSab \rightarrow ba b ab$
 (notând cont de succesiune descent)

② $S \rightarrow baS \mid b \mid baSab$

$S \rightarrow baS \rightarrow ba baS \rightarrow ba ba baS \times$
 $\rightarrow ba ba b \checkmark$

FIRST, FOLLOW

FIRST

- ① $\text{First}(a) = a$, $\text{First}(X) = \{a\}$ ^{terminal!!}
- ② $X \rightarrow \epsilon \Rightarrow \epsilon \in \text{First}(X)$
- ③ $X \rightarrow y_1 \dots y_k \Rightarrow \text{First}(X) \subseteq \text{First}(y_1 \dots y_k)$
- ④ $\text{First}(y_1 y_2 \dots y_k) =$
 - a) $\text{First}(y_1)$, dacă $\epsilon \notin \text{First}(y_1)$
 - b) $\text{First}(y_1) \cup \{ \epsilon \} \cup \text{First}(y_2 \dots y_k)$
 - c) dacă $\epsilon \in \text{First}(y_1)$, $\text{First}(y_2), \dots$
 $\Rightarrow \text{First}(y_1 \dots y_k) \cup \{ \epsilon \}$

FOLLOW

- ① $\$ \in \text{Follow}(S)$
 - ② $A \rightarrow \alpha B \beta \Rightarrow \text{Follow}(B) \supseteq \text{First}(\beta) \setminus \{ \epsilon \}$
 - ③ $A \rightarrow \alpha B \Rightarrow \text{Follow}(B) \supseteq \text{Follow}(A)$
 - ④ $\left\{ \begin{array}{l} A \rightarrow \alpha B \beta \\ \text{First}(\beta) \text{ conține } \epsilon \end{array} \right\} \Rightarrow \text{Follow}(B) \supseteq \text{Follow}(A)$
- ⚠ α, β nu sunt neapărat terminali, ci sunt secvențe

EXERCITIU

- ⑤ $S \rightarrow A(S)B \mid \epsilon$
 $A \rightarrow S \mid SB \mid x \mid \epsilon$
 $B \rightarrow SB \mid y$

	First
S	ϵ, x, y
A	ϵ, x, y
B	$x, y, ($

FIRST

- ① ϵ + terminali
 $\text{First}(S) = \{ \epsilon \}$
 $\text{First}(A) = \{ x, \epsilon \}$
 $\text{First}(B) = \{ y \}$
- ② $\text{First}(S) \supseteq \text{First}(A) \setminus \{ \epsilon \} \cup \text{First}('(')$
 $= \{ x, (\}$
 $\text{First}(A) \supseteq \text{First}(S) \setminus \{ \epsilon \} \cup \{ \epsilon \}$
 $= \text{First}(S) \setminus \{ \epsilon \} \cup \text{First}(B) = \{ x, (, y \}$
 $\text{First}(B) \supseteq \text{First}(S) \setminus \{ \epsilon \} \cup \text{First}(B)$
 $= \{ x, (, y \}$

FOLLOW

- $S \rightarrow A(S)B \mid \epsilon$
 $A \rightarrow S \mid SB \mid x \mid \epsilon$
 $B \rightarrow SB \mid y$

	First	Follow
S	ϵ, x, y	$\$, (, x, y,)$
A	ϵ, x, y	$($
B	$y, x, ($	$), \$, (, x, y$

- ① $\$ \in \text{Follow}(S)$
- ② $\text{Follow}(A) \supseteq \{ (\}$
 $\text{Follow}(S) \supseteq \{ , \}$
- ③ $\text{Follow}(B) \supseteq \text{Follow}(S)$
 $\text{Follow}(S) \supseteq \text{Follow}(A)$
 $\text{Follow}(S) \supseteq \text{First}(B) \setminus \{ \epsilon \}$
 $\text{Follow}(B) \supseteq \text{Follow}(A)$
 $\text{Follow}(B) \supseteq \text{Follow}(B)$

⚠ ϵ micșorată în Follow

TABEL LL

	x	y	()	\$
S	A(S)B ϵ	A(S)B ϵ	A(S)B ϵ	ϵ	ϵ
A	S SB x	S SB	S SB ϵ		
B	SB	SB y	SB		

TABEL LL(1) → Left to right, Leftmost derivation

LL(K) ⇒ avem memorie pt. maxim K tokeni de lookahead pt. a selecta o producție

exemple

① Exemplu de LL(2) care nu este LL(1)

$A \rightarrow ab | ac$ → nu putem avea doar 1 token, pt. că nu știm ce producție să alegem
→ dacă avem 2, e clar că putem alege

② Multe gramatici factorizabile la stânga nu sunt LL(1). De ce?

⇒ exemplul de mai sus ↑ (gramatică factorizabilă; nu știm ce să alegem)

③ Exemplu de gramatică factorizabilă la stg, dar LL(1)

$A \rightarrow X | Xa$
 $X \rightarrow \epsilon$

	First	Follow
A	a, ϵ	\$
X	ϵ	a, \$

Gramatici non-LL(1)

► Valori **multiple** ale intrărilor din tabel în caz de gramatică:

- Ambiguă
- Recursivă la stânga
- Nefactorizabilă la stânga
- Precum și în alte situații

⇒ nu avem conflict

	a	\$
A	$A \rightarrow Xa$	$A \rightarrow X$
X	$X \rightarrow \epsilon$	$X \rightarrow \epsilon$

CONSTRUIRE TABEL

$S \rightarrow \langle AS \rangle | [BS] | (S)$

$A \rightarrow aA | \epsilon$

$B \rightarrow bB | \epsilon$

First

$\text{First}(S) \supseteq \{ \langle, [, (\}$

$\text{First}(A) \supseteq \{ a, \epsilon \}$

$\text{First}(B) \supseteq \{ b, \epsilon \}$

Follow

① $\$ \in \text{Follow}(S)$

② $\text{Follow}(S) \supseteq \{ \rangle, \rfloor, \} \}$

③ $\text{Follow}(A) \supseteq \text{First}(S) \setminus \{ \epsilon \}$

$\text{Follow}(B) \supseteq \text{First}(S) \setminus \{ \epsilon \}$

	First	Follow
S	$\langle, [, ($	$\rangle, \rfloor, \}$
A	a, ϵ	$\langle, [, ($
B	b, ϵ	$\langle, [, ($

① Alegem o regulă (ex: S)

② Calculăm $\text{First}(\alpha_i)$ pentru fiecare producție $S \rightarrow \alpha_1 | \alpha_2 | \dots | \alpha_n$
(ex: $\text{First}(\langle AS \rangle)$, $\text{First}([BS])$, $\text{First}(S)$)

③ Dacă $\epsilon \in \text{First}(S)$ ⇒ ne uităm în $\text{Follow}(S)$

și punem ϵ sub toți terminalii din $\text{Follow}(S)$

④ Punem fiecare producție (α_i) la intersecția dintre:

• linia regulii (ex: S)

• coloana terminalului din $\text{First}(\alpha_i)$

ex: $\text{First}(\langle AS \rangle) = \{ \langle, \} \}$ ⇒

	...	\langle	...
③	$\langle AS \rangle$		

	\langle	\rangle	$[$	\rfloor	$($	$)$	a	b	\$
S	$\langle AS \rangle$		$[BS]$		(S)				
A	ϵ		ϵ		ϵ		aA		
B	ϵ		ϵ		ϵ			bB	

Este LL(1)? ⇒ Da, nu avem 2 prod. într-o celulă.

ANALIZA BOTTOM-UP

SHIFT-REDUCE

- ↳ SHIFT = deplasarea cursorului "1" la dreapta
- ↳ REDUCE = aplicarea unei producții la stânga "1"

Conflicte LR(0) - Left to right, Rightmost derivation

- Conflict **shift-reduce**, în cazul existenței unei stări cu **câte un item** de fiecare tip:

$$\left\{ \begin{array}{l} X_1 \rightarrow \beta_1 \bullet \\ X_2 \rightarrow \beta_2 \bullet (t) \end{array} \right\} \rightarrow \begin{array}{l} \text{reduce} \\ \text{shift} \end{array}$$

- Conflict **reduce-reduce**, în cazul existenței unei stări cu cel puțin **doi itemi** reduce:

$$\left\{ \begin{array}{l} X_1 \rightarrow \beta_1 \bullet \\ X_2 \rightarrow \beta_2 \bullet \end{array} \right\} \Rightarrow \text{ambii sunt reduce}$$

Analiză SLR(1)

- SLR(1): Simple LR

- SLR(1): utilizarea unui token de **lookahead** pentru **reducerea** numărului stărilor conflictuale

- Îmbunătățire: **Reduce** cu $X \rightarrow \beta$, dacă s conține $X \rightarrow \beta \bullet$ și $t \in \text{Follow}(X)$

↳ **terminalul care urmează**

- SLR(1) aduce o îmbunătățire care spune că vom alege reduce doar dacă tokenul curent din input $t \in \text{Follow}(B)$

$$\dots \beta | t \dots$$

$$X \rightarrow \beta \bullet$$

dacă $t \notin \text{Follow}(X)$ nu are sens să facem reduce
(t nu poate urma niciodată după X)

Obs: Totuși, conflict SLR încă putem avea → ex:

$$\left\{ \begin{array}{l} X_1 \rightarrow \dots \beta \bullet \\ X_2 \rightarrow \beta \bullet t \end{array} \right\}$$

conflict dacă $t \in \text{Follow}(X_1)$

$\dots | t \dots \Rightarrow$ nu știu ce să aleg,
pt. că ambele merg

① $S \rightarrow Slr | a$ LL(1), SLR(1)?

① verificăm dacă e LL(1)

$$\text{First}(S) = \{a\}$$

$$\text{Follow}(S) = \{lr, \$\}$$

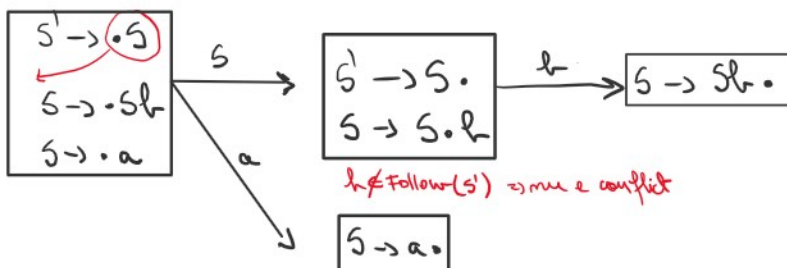
$$S \quad \begin{array}{c} a \quad lr \quad \$ \\ \boxed{Slr} \\ a \end{array}$$

\Rightarrow 2 intrări sub a \Rightarrow nu este LL(1)
(a are 2 producții)

② SLR(1)

$$S' \rightarrow S \Rightarrow \text{Follow}(S') = \{\$, \}$$

Construcție AFD:



2) $S \rightarrow S \mid a$

LL(1) SLR(1)

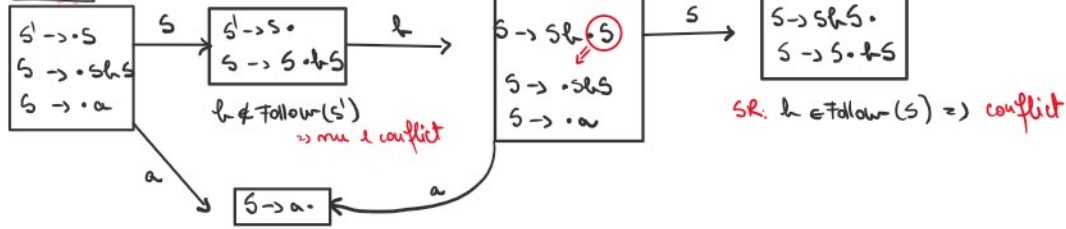
$\text{First}(S) = \{a\}$

$\text{Follow}(S) = \{\$, \epsilon\}$

$\text{Follow}(S) \supseteq \{\$, \epsilon\}$

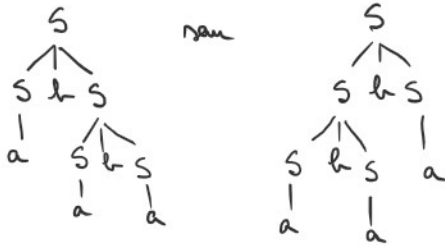
	a	ϵ	\$
S	SLS		
	a	\Rightarrow nu e LL(1)	

SLR(1)



OBS: Grammatică ambiguă, deci nu este nici LL, nici SLR

ahaha



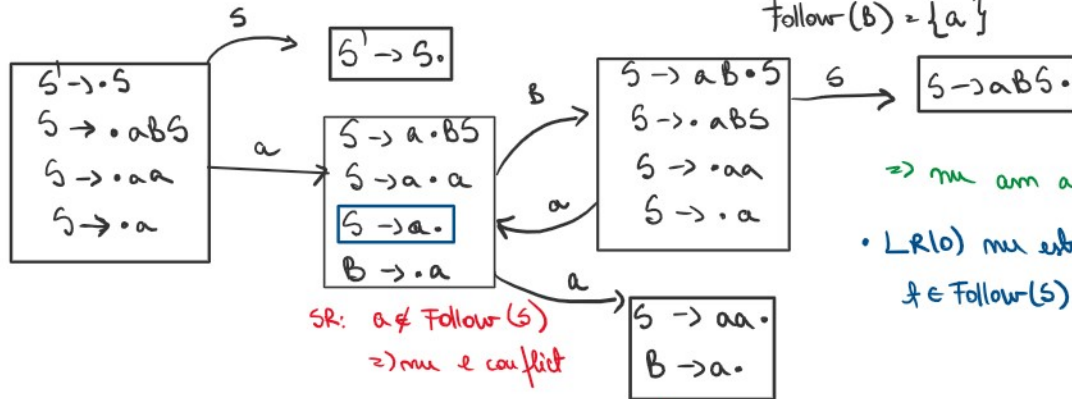
3) $S \rightarrow aBS \mid aa \mid a$
 $B \rightarrow a$

SLR(1), LR(0)?

$\text{Follow}(S) = \{\$, \epsilon\}$

$\text{Follow}(S) = \{\$, \epsilon\}$

$\text{Follow}(B) = \{a\}$



\Rightarrow nu am avut conflicte \Rightarrow SLR(1)

• LR(0) nu este, pt că avem nevoie de euristică $\epsilon \in \text{Follow}(S)$ să știm dacă putem face reduce

RR: $\text{Follow}(B) \cap \text{Follow}(S) = \emptyset \Rightarrow$ nu e conflict

4) $S \rightarrow A(S)B \mid \epsilon$
 $A \rightarrow S \mid SB \mid x \mid \epsilon$
 $B \rightarrow SB \mid y$

SLR(1)

	Follow
S	\$, (, x, y,)
A	(
B), \$, (, x, y
S'	\$

$S' \rightarrow \cdot S$
 $S \rightarrow \cdot A(S)B$
 $S \rightarrow \cdot$
 $A \rightarrow \cdot S$
 $A \rightarrow \cdot SB$
 $A \rightarrow \cdot x$
 $A \rightarrow \cdot$

\Rightarrow există conflicte în starea asta?

RR: $\text{Follow}(S) \cap \text{Follow}(A) = \{()\} \Rightarrow$ pt tokenul '(' nu am avea conflict RR

În ce caz putem avea conflict RR pt tokenul următor din input "t"?

\Rightarrow dacă $\neq \text{Follow}(S) \cap \text{Follow}(A)$

ex: $\epsilon \mid t \dots$
 $A \swarrow \downarrow$
 S

SR: $x \in \text{Follow}(S) \Rightarrow$ conflict SR

5) De ce preferăm left recursion over right recursion în strategia shift-reduce?

1) $S \rightarrow aS \mid \epsilon$ vs 2) $S \rightarrow Sa \mid \epsilon$; și aaaa

1) \Rightarrow se shiftază tot inputul pe stînga, înainte să se facă reducerea

2) \Rightarrow se face reducerea $S \rightarrow \epsilon$, iar apoi se alternează shift 'a' cu reduce $S \rightarrow Sa$

\downarrow se preferă left recursion pt shift-reduce pentru pt. că fol. mai puțină stînga

6) $S \rightarrow (T)$
 $T \rightarrow T + \text{int} \mid \text{int}$

$S \rightarrow (T)$
 $T \rightarrow \text{int} + T \mid \text{int}$

$(\text{int} + \text{int} + \text{int} + \text{int})$

$(\text{int} + \text{int} + \text{int} + \text{int})$
 $(T + \text{int} + \text{int} + \text{int})$
 $(T + \text{int} + \text{int})$
 $(T + \text{int})$
 (T)
 S

$(\text{int} + \text{int} + \text{int} + \text{int})$
 $\text{int} + \text{int} + \text{int} + T$
 T
 T
 (T)
 S

\Rightarrow nu putem face reduce pt că $(T +)$ nu apare în gramatică