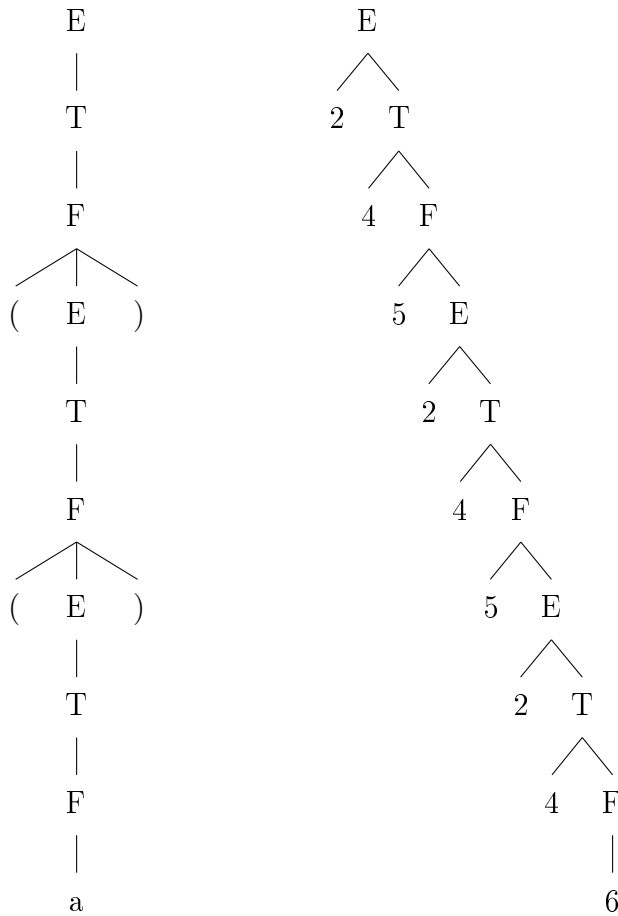


1 Построить дерево вывода, л и r разбор

Наши грамматики описана в листочке в примере 1. Нумерация взята оттуда же. Деревья вывода слова $((a))$ в G и в G_π . Т.к. в правой части всегда единственный нетерминал, вывод является и левым и правым по определению. Разбор в грамматике G_π получается путем убирания всех терминалов и написания номера вывода сразу после стрелки



Итоговый левый вывод: $E \Rightarrow 2T \Rightarrow 24F \Rightarrow 245E \Rightarrow 2452T \Rightarrow 24524F \Rightarrow 245245E \Rightarrow 2452452T \Rightarrow 24524524F \Rightarrow 245245246$

Правый в обратную сторону (т.к. вывод и левый и правый): 642542542

2 Построить детерминированный левый анализатор

FIRST:

Шаг	F(S)	описание	0	1
0	$F_0 = \varepsilon$	$\exists S \rightarrow \varepsilon$	0	1
1	$F_1 = F_0(0) \cup F_0(1) \cup F_0(S) = \{\varepsilon, 0, 1\}$	$S \rightarrow 0S 1S$	$F_0(0) = 0$	$F_0(1) = 1$
2	то же самое	the same		

В итоге $FIRST_1(X) = F_1(X)$

FOLLOW:

Шаг	$F_i(S)$	описание
0	\$	S - аксиома
1	\$	после обработки правил все остается

Сам анализатор:

	0	1	\$
S	$S \rightarrow 0S$	$S \rightarrow 1S$	$S \rightarrow \varepsilon$

Объяснение: $FIRST(\varepsilon) = \varepsilon$; $FIRST(0S) = FIRST(0) = 0$; $FIRST(1S) = FIRST(1) = 1$; Поскольку $\$ \in FOLLOW(S)$ то для \$ добавляем $S \rightarrow \varepsilon$

Итог: по алгоритму построен детерминированный левый анализатор.

3 * Добавить правило и вычислить FIRST

4 Доказать, что грамматика не $LL(1)$, но $LL(2)$. Вычислить $First_2$ и $Follow_2$

Вычислим $FIRST_1$, $FOLLOW_1$, $FIRST_2$ и $FOLLOW_2$:

$FIRST_1$	F(S)	F(A)	$FOLLOW_1$	F(S)	F(A)
0	\emptyset	ε	0	\$	\emptyset
1	a,b	ε, b	1	\$	a,b
2	a,b	ε, b	2	\$	a,b

$FIRST_2$	F(S)	F(A)	$FOLLOW_2$	F(S)	F(A)
0	\emptyset	ε, b	0	\$	\emptyset
1	aa, ab, bb	b, ε	1	\$	aa, ba
2	aa, ab, bb	b, ε	2	\$	aa, ba

Грамматика не является $LL(1)$ т.к. не выполняется критерии (теорема): " \forall правил $A \rightarrow \beta | \gamma FIRST(\beta\alpha) \cap FIRST(\gamma\alpha) = \emptyset$ ". Нарушается все, если для правил $A \rightarrow b | \varepsilon$; $S \rightarrow bAba$ мы возьмем $\alpha = ba$; $\beta = b$; $\gamma = \varepsilon$. Докажем, что наша грамматика - $LL(2)$ грамматика по теореме из Серебрякова. Для правил из нетерминала S выполняется, что $\forall \alpha FIRST_2(aAaa\alpha) \cap FIRST_2(bAba\alpha) \equiv \emptyset$. Теперь рассмотрим нетерминал A:

если $\alpha = aa$; $FIRST_2(baa) = ba \neq FIRST_2(aa) = aa$;

если $\alpha = ba$; $FIRST_2(bba) = bb \neq FIRST_2(ba) = ba$; - т.к. это единственные условия, которые могли не подходить под теорему (но мы их проверили и они подошли), грамматика является $LL(2)$ грамматикой

5 Написать эквивалентную LL(1) грамматику, построить анализатор + демонстрация

Дана грамматика: $S \rightarrow baaA|babA$ $A \rightarrow \varepsilon|Aa|Ab$. Построить LL(1) анализатор и продемонстрировать работу на $baab$.

Для начала уберем левую рекурсию: S остается, $A \rightarrow \varepsilon|aA|bA$

Факторизация: $S \rightarrow baB$; $B \rightarrow aA|bA$; $A \rightarrow aA|bA|\varepsilon$.

Теперь заполним таблицы FIRST и FOLLOW:

$FIRST_1$	F(S)	F(A)	F(B)	$FOLLOW_1$	F(S)	F(A)	F(B)
0	\emptyset	ε	\emptyset	0	\$	\emptyset	\emptyset
1	b	ε, a, b	a, b	1	\$	\$	\$
2	b	ε, a, b	a, b	2	\$	\$	\$

Общая табличка переходов:

	S	A	B
\$	err	ε	err
a	err	aA	aA
b	baB	bA	bA

Протокол работы анализатора:

baab\$	S	(b,S) = baB
baab\$	baB	сократим b
aab\$	aB	сократим a
ab\$	B	(a,B) = aA
ab\$	aA	сократим a
b\$	A	(b,A) = bA
b\$	bA	сократим b
\$	A	(\$,A) = ε
\$	ε	слово принято