

Университет ИТМО

Факультет программной инженерии и компьютерной техники

Прикладная математика

Лабораторная работа №4

Конструирование распознавателя для КС-грамматики методом
рекурсивного спуска
Вариант 3

Выполнил:

Студент группы Р3310

Глушков Дмитрий Сергеевич

Санкт-Петербург
2019 г.

Исходная грамматика

$G = \{VT, VN, P, S\}$

$VN = \{S, A, B, C\}$

$VT = \{a, b, c\}$

$P = \{$

$S \rightarrow ABCa$

$A \rightarrow aA \mid aB \mid a$

$B \rightarrow BBb \mid BBbb \mid bbb$

$C \rightarrow cccA \mid ccBB \mid cC \mid c$

$\}$

Устранение левой рекурсии

Так как множество P содержит правила вида $A \rightarrow A\alpha$, $A \in VN$, и $\alpha \in V^*$, то исходная грамматика G является леворекурсивной, а значит для нее нельзя применять метод рекурсивного спуска. Пошаговый процесс устранения леворекурсивных правил грамматики представлен в таблице 1.

Таблица 1. Устранение левой рекурсии.

$A \in VN$	Правила вида $A \rightarrow A\alpha$	Правила вида $A \rightarrow \beta 1$	Новый эквивалентный набор правил без правил $A \rightarrow A\alpha$
S	–	$S \rightarrow ABCa$	Правила вида $A \rightarrow A\alpha$ отсутствуют, множество правил с S остается неизменным
A	–	$A \rightarrow aA$ $A \rightarrow aB$ $A \rightarrow a$	Правила вида $A \rightarrow A\alpha$ отсутствуют, множество правил с A остается неизменным
B	$B \rightarrow BBb$ $B \rightarrow BBbb$	$B \rightarrow bbb$	$B \rightarrow bbb$ $B \rightarrow bbbX$ $X \rightarrow Bb \mid Bbb$ $X \rightarrow BbX \mid BbbX$
C	–	$C \rightarrow cccA$ $C \rightarrow ccBB$ $C \rightarrow cC$ $C \rightarrow c$	Правила вида $A \rightarrow A\alpha$ отсутствуют, множество правил с C остается неизменным

После устранения леворекурсивных правил, множество P' имеет следующий вид:

$$P' = \{$$

$$S \rightarrow ABCa$$

$$A \rightarrow aA \quad | \quad aB \quad | \quad a$$

$$B \rightarrow bbb \quad | \quad bbbX$$

$$X \rightarrow Bb \quad | \quad Bbb \quad | \quad BbX \quad | \quad BbbX$$

$$C \rightarrow cccA \quad | \quad ccBB \quad | \quad cC \quad | \quad c$$

$$\}$$

Левая факторизация

Так как наличие в грамматике правил вида $A \rightarrow \alpha\beta_1 \mid \alpha\beta_2$ может затруднить процесс построения распознавателя, необходимо провести левую факторизацию. Поэтапный процесс левой факторизации представлен в таблице 2.

Таблица 2. Левая факторизация.

$A \in VN$	Правила вида $A \rightarrow \alpha\beta_1 \mid \alpha\beta_2$	Цепочка α максимальной длины	Эквивалентный набор правил без правил вида $A \rightarrow \alpha\beta_1 \mid \alpha\beta_2$
S	–	–	Без изменений
A	$A \rightarrow aA$ $A \rightarrow aB$	$\alpha = a$	$Y \rightarrow A \mid B \mid \varepsilon$ $A \rightarrow aY$
B	$B \rightarrow bbb$ $B \rightarrow bbbX$	$\alpha = bbb$	$Z \rightarrow \varepsilon \mid X$ $B \rightarrow bbbZ$
X	$X \rightarrow Bb$ $X \rightarrow Bbb$ $X \rightarrow BbX$ $X \rightarrow BbbX$	$\alpha = Bb$	$W \rightarrow \varepsilon \mid b \mid X \mid bX$ $X \rightarrow BbW$
C	$C \rightarrow cccA$ $C \rightarrow ccBB$ $C \rightarrow cC$ $C \rightarrow c$	$\alpha = c$	$V \rightarrow ccA \mid cBB \mid C \mid \varepsilon$ $C \rightarrow cV$

После проведения левой факторизации, множество P'' имеет следующий вид:

$$P'' = \{$$

$$S \rightarrow ABCa$$

$$Y \rightarrow A \mid B \mid \varepsilon$$

$$A \rightarrow aY$$

$$Z \rightarrow \varepsilon \mid X$$

$$B \rightarrow bbbZ$$

$$W \rightarrow \varepsilon \mid b \mid X \mid bX$$

$$X \rightarrow BbW$$

$$V \rightarrow ccA \mid cBB \mid C \mid \varepsilon$$

$$C \rightarrow cV$$

$$\}$$

В данном множестве P'' также можно провести факторизацию правил, содержащих слева символы W и V , однако это не является необходимым.

Построение множеств FIRST и FOLLOW для нетерминальных символов множества P''

В таблице 3 представлены значения `isnullable()` для каждого нетерминала из множества P'' , используемые в построении множеств FIRST.

Таблица 3. Значения `isnullable()`.

Нетерм.	S	Y	A	Z	B	W	X	V	C
isnullable	0	1	0	1	0	1	0	1	0

В таблице 4 представлен процесс построения множеств FIRST для нетерминальных символов множества P'' .

Таблица 4. Множества FIRST для нетерминалов из P'' .

Шаг	First (S)	First (Y)	First (A)	First (Z)	First (B)	First (W)	First (X)	First (V)	First (C)
0	\emptyset	\emptyset	\emptyset	\emptyset	\emptyset	\emptyset	\emptyset	\emptyset	\emptyset
1	\emptyset	ε	a	ε	b	b, ε	\emptyset	c, ε	c
2	a	a, b, ε	a	b, ε	b	b, ε	b	c, ε	c

В таблице 5 представлен процесс построения множеств FOLLOW для нетерминальных символов множества P'' .

Таблица 5. Множества FOLLOW для нетерминалов из P'' .

Шаг	FLLW (S)	FLLW (Y)	FLLW (A)	FLLW (Z)	FLLW (B)	FLLW (W)	FLLW (X)	FLLW (V)	FLLW (C)
0	\$	\emptyset	\emptyset	\emptyset	\emptyset	\emptyset	\emptyset	\emptyset	\emptyset
1	\$	\emptyset	\emptyset	\emptyset	\emptyset	\emptyset	\emptyset	\$, a	\$, a
2	\$	\emptyset	\emptyset	\$, a, b , c	\$, a, b , c	\emptyset	\emptyset	\$, a	\$, a
3	\$	\emptyset	\emptyset	\$, a, b , c	\$, a, b , c	\$, a, b , c	\$, a, b , c	\$, a	\$, a
4	\$	\$, a, b	\$, a, b	\$, a, b , c	\$, a, b , c	\$, a, b , c	\$, a, b , c	\$, a	\$, a

Результирующая грамматика:

$G'' = \{VT, VN'', P'', S\}$

$VN'' = \{S, A, B, C, W, V, X, Y, Z\}$

$VT = \{a, b, c\}$

$P'' = \{$

$S \rightarrow ABCa$

$Y \rightarrow A \mid B \mid \varepsilon$

$A \rightarrow aY$

$Z \rightarrow \varepsilon \mid X$

$B \rightarrow bbbZ$

$W \rightarrow \varepsilon \mid b \mid X \mid bX$

$X \rightarrow BbW$

$V \rightarrow ccA \mid cBB \mid C \mid \varepsilon$

$C \rightarrow cV$

$\}$

При желании, можно убедиться, что к данной грамматике применим метод рекурсивного спуска.