## Лабораторная работа №4 - 6

Привести заданную КС грамматику к приведенной форме

А) Устранить из грамматики G бесполезные символы. Применить алгоритм 3.3. к грамматике G.

$$P=\{S \rightarrow cB, B \rightarrow cB, B \rightarrow cA, A \rightarrow Ab, C \rightarrow Ca, F \rightarrow d, F \rightarrow \epsilon \}$$

Построение строк: сВ ссВ сссА сссАb сссAbb

C, A, F – непроизводящие нетерминалы,  $\{a, d\}$  – недостижимые символы

Шаг 1.  $V_p = \{S, B\}$  – множество производящих терминалы

Шаг 2. 
$$G_1 = (\{S, B, F\}, \{c, d\}, P, S), где P = \{S \rightarrow cB, B \rightarrow cB, B \rightarrow c, F \rightarrow d\}$$

Шаг 3.  $V_r = \{S, B\}$ 

Шаг 4. G' = (
$$\{S, B\}, \{c\}, P, S$$
), где  $P = \{S \rightarrow cB, B \rightarrow cB, B \rightarrow c\}$ 

Построим примеры строк  $L(G') = \{cc\}$ 

В) Устранить из грамматика Ge-правила, применить алгоритм 3.5.

$$P=\{S \rightarrow cB, B \rightarrow cB, B \rightarrow cA, A \rightarrow ACb, A \rightarrow \epsilon, C \rightarrow Ca, C \rightarrow \epsilon \}$$

cB ccB cccA cccACb cccCb cccCab cccab

Шаг 1. Множество укорачивающих терминалов  $V_{\epsilon} = \{A, C\}$ 

Шаг 2. Положить  $P' = \emptyset$ .

Шаг 3. Рассмотрим правило  $A \rightarrow ACb$ , для него в новое множество правил грамматики P' добавляем правила  $A \rightarrow ACb$  и  $A \rightarrow Cb$ 

Для правила С $\rightarrow$  Са, добавляем в Р' С $\rightarrow$  Са и С $\rightarrow$  а

Для правила  $B \to cA$ , добавляем в  $P' B \to cA$  и  $B \to c$ 

Тогда Р' = { S
$$\rightarrow$$
 cB, B  $\rightarrow$  cB, B  $\rightarrow$  cA, B  $\rightarrow$  c, A $\rightarrow$  ACb, A $\rightarrow$  Cb, C $\rightarrow$  Ca, C $\rightarrow$  a }

Шаг 4. S не принадлежит  $V_\epsilon$ , тогда положим в P' V' = V и S' = S.

Ша
$$\Gamma$$
 5. G' = ({a, b, c}, {S', S, A, B, C}, {S → cB, B → cB, B → cA, B → c, A → ACb, A → Cb, C → Ca, C → a }, S')

С) Устранить из КС грамматики G цепные правила, применить алгоритм 3.6.

$$P=\{S \rightarrow cB, B \rightarrow cB, B \rightarrow cA, A \rightarrow C, A \rightarrow aB, C \rightarrow Ca, C \rightarrow cf \}$$

Шаг 1. 
$$V_s = \{B, A, C\}, V_B = \{B, A, C\}, V_A = \{C\}, V_c = \{C\}$$

Шаг 2. Положить  $P' = \emptyset$ .

Шаг 3. Выберем первый нетерминал S из множества  $V_S$ . Множество правил, левая часть которых — нетерминальный символ S, правые части — это правые части нецепных правил исходной грамматики, в левой части которых находятся символы из множества  $V_S$ , получаем:  $\{S \rightarrow cB\}$ 

Для  $V_B$  получаем {  $B \rightarrow cB, B \rightarrow cA$  }

Для  $V_A$  получаем {  $A \rightarrow aB \mid Ca \mid cf$ }

Для  $V_C$  получаем  $\{C \rightarrow Ca, C \rightarrow cf \}$ 

Шаг 4. В результате G' = { S $\rightarrow$  cB, B  $\rightarrow$  cB, B  $\rightarrow$  cA, A $\rightarrow$  aB | Ca | cf, C $\rightarrow$  Ca, C $\rightarrow$  cf }

D) Устранить левую рекурсию в заданной КС-грамматике G<sub>1</sub>, порождающей скобочные арифметические выражения. Применить алгоритм 3.7. к грамматике G.

$$P=\{S \rightarrow Ba, S \rightarrow Ab, A \rightarrow Sa, A \rightarrow Ab, A \rightarrow c, B \rightarrow Sb, B \rightarrow b \}$$

Шаг 1. Пусть 
$$A_1 = S$$
,  $A_2 = A$ ,  $A_3 = B$ ,  $V = \{A_1, A_2, A_3\}$ 

Шаг 2. Для i=1 правила вида  $A_i \longrightarrow A_j \alpha$  отсутствуют

для 
$$i=2$$
 правила  $A_2 \rightarrow A_1 a \mid A_2 b \mid c, \, \alpha=a, \, \beta=b, \, \mu=c$ 

Можно записать в виде:  $A_2 \rightarrow \alpha_1 \mid \alpha_2 \mid \beta$ , где  $\alpha_1 = A_1 a$ ,  $\alpha_2 = A_2 b$ ,  $\beta = c$ 

Запишем новые правила:  $A_2 \rightarrow c \mid c \mid A_2$ '

$$A_2$$
'  $\rightarrow A_1a \mid A_2b \mid A_1aA_2$ '  $\mid A_2bA_2$ '

Для i=3 правила вида  $A_i \rightarrow A_j \alpha$  отсутствуют

В результате выполнении алгоритма преобразования получили нелеворекурсивнцю грамматику

$$G' = (\{a,b,c\},\{A_1,A_2,A_3,A_2'\},A_1,R')$$

Где R':

$$A_1 \rightarrow A_3 a \mid A_2 b$$

$$A_2 \rightarrow c \mid c \mid A_2$$

$$A_2' \to A_1 a \mid A_2 b \mid A_1 a A_2' \mid A_2 b A_2'$$

$$A_3 \rightarrow A_1 b \mid b$$

4. 
$$P=\{S \rightarrow cB, B \rightarrow cB, B \rightarrow cA, A \rightarrow Ab, C \rightarrow Ca, F \rightarrow d, F \rightarrow \epsilon \}$$

Е) Определить в какой форме (Грейбах, Хомского) находится КС-грамматика G'.

$$G' = (\{S, B\}, \{c\}, P, S),$$
 где  $P = \{S \rightarrow cB, B \rightarrow cB, B \rightarrow c\}$ 

КС – грамматика находится в нормальной форме Шейлы Грейбах, то есть каждое правило из P отличное от  $S \to \epsilon$ , имеет вид  $A \to a\alpha$ , где  $a \in T$ ,  $\alpha \subseteq V^*$ .

F) G'-приведенная КС-грамматика.