Пример. Построение МП-автомата, допускающего язык, порожденный грамматикой *G*.

Для не приведенной грамматики	**Для грамматики, приведенной к нормальной форме Грейбах**
Дана грамматика G, правила P которой имеют вид: $E \to E+T \mid T,\;\; T \to T\times F \mid F,\;\; F \to (E) \mid a$	Дана грамматика G, правила P которой имеют вид: $E \to E+T \mid T,\;\; T \to T\times F \mid F,\;\; F \to (E) \mid a$ 2.1 Выполним преобразование грамматики по алгоритму устранения левой рекурсии: $\underbrace{E}_{A} \to \underbrace{E}_{A}\underbrace{+T}_{\alpha_1} \mid \underbrace{T}_{\beta_1} \Rightarrow E \to T \mid TE',\; \underbrace{E'}_{A'} \to \underbrace{+T}_{\alpha_1} \mid \underbrace{+T}_{\alpha_1}\underbrace{E'}_{A'}$ $T \to T\times F \mid F \Rightarrow T \to F \mid FT', T' \to F \mid \times FT'$ Правила P' грамматики G' эквивалентной исходной грамматике G: $E \to T \mid TE'$ $E' \to +T \mid +TE'$ $T \to F \mid FT'$ $T' \to \times F \mid \times FT'$ $F \to (E) \mid a$ 2.2 Преобразуем правила $T \to F \mid FT'$, выполнив подстановку F:

	$E \to T \mid TE'$ $E' \to +T \mid +TE'$ $T \to (E) \mid a \mid (E)T' \mid aT'$ $T' \to \times F \mid \times FT'$ $F \to (E) \mid a$ 2.3 Преобразуем правила $E \to T \mid TE'$, выполнив подстановку T: $E \to (E) \mid a \mid (E)T' \mid aT' \mid (E)E' \mid aE' \mid (E)T'E' \mid aT'E'$ $E' \to +T \mid +TE'$ $T \to (E) \mid a \mid (E)T' \mid aT'$ $T' \to \times F \mid \times FT'$ $F \to (E) \mid a$
Для искомого автомата имеем: $T = \{a, +, \times, (,)\}$, $V = \{E, T, F, a, +, \times, (,), z_0\}$, $S = \{s_0\}, F = \{s_0\}$ Для всех правил грамматики строим команды типа (1):	Для искомого автомата имеем: $T = \{a, +, \times, (,)\}$, $V = \{E, E', T, T', F, a, +, \times, (,), z_0\}$, $S = \{s_0\}, F = \{s_0\}$ Для всех правил грамматики строим команды типа (1):

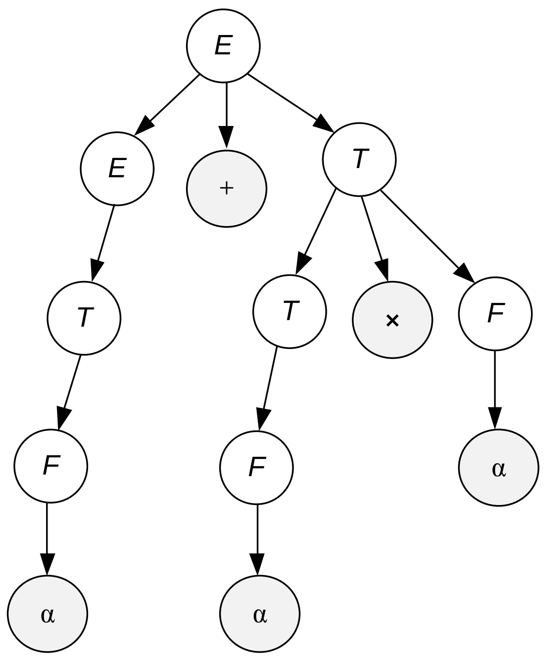
$\delta^0(s_0,\lambda,E)=\{(s_0,T+E);(s_0,T)\}$, $\delta^0(s_0,\lambda,T)=\{(s_0,T\times F);(s_0,F)\}$, $\delta^0(s_0,\lambda,F)=\{(s_0,(E));(s_0,a)\}$, Для всех правил грамматики строим команды типа (2): $\delta(s_0,a,a)=(s_0,\lambda)$ $\delta(s_0,+,+)=(s_0,\lambda)$ $\delta(s_0,\times,\times)=(s_0,\lambda)$ $\delta(s_0,),))=(s_0,\lambda)$ $\delta(s_0,(,()=(s_0,\lambda)$ Для перехода в конечное состояние строим команду: $\delta(s_0,\lambda,z_0)=(s_0,\lambda)$	$\delta^0(s_0,\lambda,E)$ $=\{(s_0,)E();(s_0,a);(s_0,T')E();(s_0,T'a);$ $(s_0,E')E();(s_0,E'a);\ (s_0,E'T')E();(s_0,E'T'a)\}$ $\delta^0(s_0,\lambda,E')=\{(s_0,T+);(s_0,E'T+)\}$, $\delta^0(s_0,\lambda,T)=$ $\{(s_0,)E();(s_0,a);(s_0,T')E();(s_0,T'a)\}$, $\delta^0(s_0,\lambda,T')=\{(s_0,F\times);(s_0,T'F\times)\}$, $\delta^0(s_0,\lambda,F)=\{(s_0,)E();(s_0,a)\}$. Для всех правил грамматики строим команды типа (2): $\delta(s_0,a,a)=(s_0,\lambda)$ $\delta(s_0,+,+)=(s_0,\lambda)$ $\delta(s_0,\times,\times)=(s_0,\lambda)$ $\delta(s_0,),))=(s_0,\lambda)$ $\delta(s_0,(,()=(s_0,\lambda)$ Для перехода в конечное состояние строим команду: $\delta(s_0,\lambda,z_0)=(s_0,\lambda)$
Дана цепочка $a+a\times a$ Начальная конфигурация: $(s_0,a+a\times a,z_0E)$	Дана цепочка $a+a\times a$ Начальная конфигурация: $(s_0,a+a\times a,z_0E)$

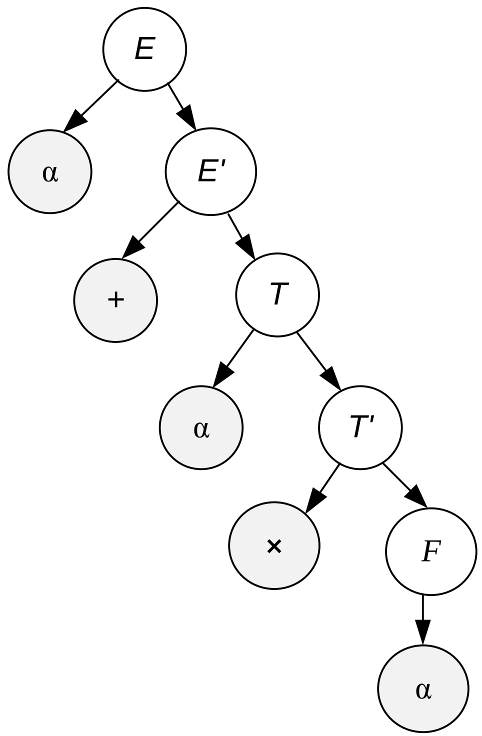
Последовательность тактов работы построенного автомата:	Последовательность тактов работы построенного автомата:
$(s_0, a + a\times a, z_0E)$ $(s_0, a + a\times a, z_0T + E)$ $(s_0, a + a\times a, z_0T + T)$ $(s_0, a + a\times a, z_0T + F)$ $(s_0, a + a\times a, z_0T + a)$ $(s_0, +a\times a, z_0T+)$ $(s_0, a\times a, z_0T)$ $(s_0, a\times a, z_0F\times T)$ $(s_0, a\times a, z_0F\times F)$ $(s_0, a\times a, z_0F\times a)$ $(s_0, \times a, z_0F\times)$ (s_0, a, z_0F) (s_0, a, z_0a) (s_0, λ, z_0) (s_0, λ, λ) Цепочка разобрана	$(s_0, a + a\times a, z_0E)$ $(s_0, a + a\times a, z_0E'a)$ $(s_0, +a\times a, z_0E')$ $(s_0, +a\times a, z_0T+)$ $(s_0, \times a, z_0T')$ $(s_0, \times a, z_0F\times)$ (s_0, a, z_0F) (s_0, a, z_0a) (s_0, λ, z_0) (s_0, λ, λ) Цепочка разобрана

<table>
<tr>
<td>Последовательность правил, используемых автоматом в разборе, соответствует левому выводу входной цепочки:

$$E \Rightarrow E + T \Rightarrow T + T \Rightarrow F + T \Rightarrow a + T \Rightarrow a + T \times F \Rightarrow a + F \times F \Rightarrow a + a \times F \Rightarrow a + a \times a$$</td>
<td>Последовательность правил, используемых автоматом в разборе, соответствует левому выводу входной цепочки:

$$E \Rightarrow aE' \Rightarrow a + T \Rightarrow a + aT' \Rightarrow a + a \times F \Rightarrow a + a \times a$$</td>
</tr>
<tr>
<td>Вывод является нисходящим разбором, дерево разбора строится сверху вниз:


</td>
<td>Вывод является нисходящим разбором, дерево разбора строится сверху вниз:


</td>
</tr>
</table>