

Лекция 10

5 ноября

6.7. Трансляция условного оператора

- 1. $\langle S \rangle \rightarrow \underline{if} \langle \text{лог. вып.} \rangle \underline{then} \langle \text{оператор} \rangle \langle \text{конец if} \rangle$
- 2. $\langle \text{конец if} \rangle \rightarrow \varepsilon$
- 3. $\langle \text{конец if} \rangle \rightarrow \underline{else} \langle \text{оператор} \rangle$

•

- Транслирующая грамматика:

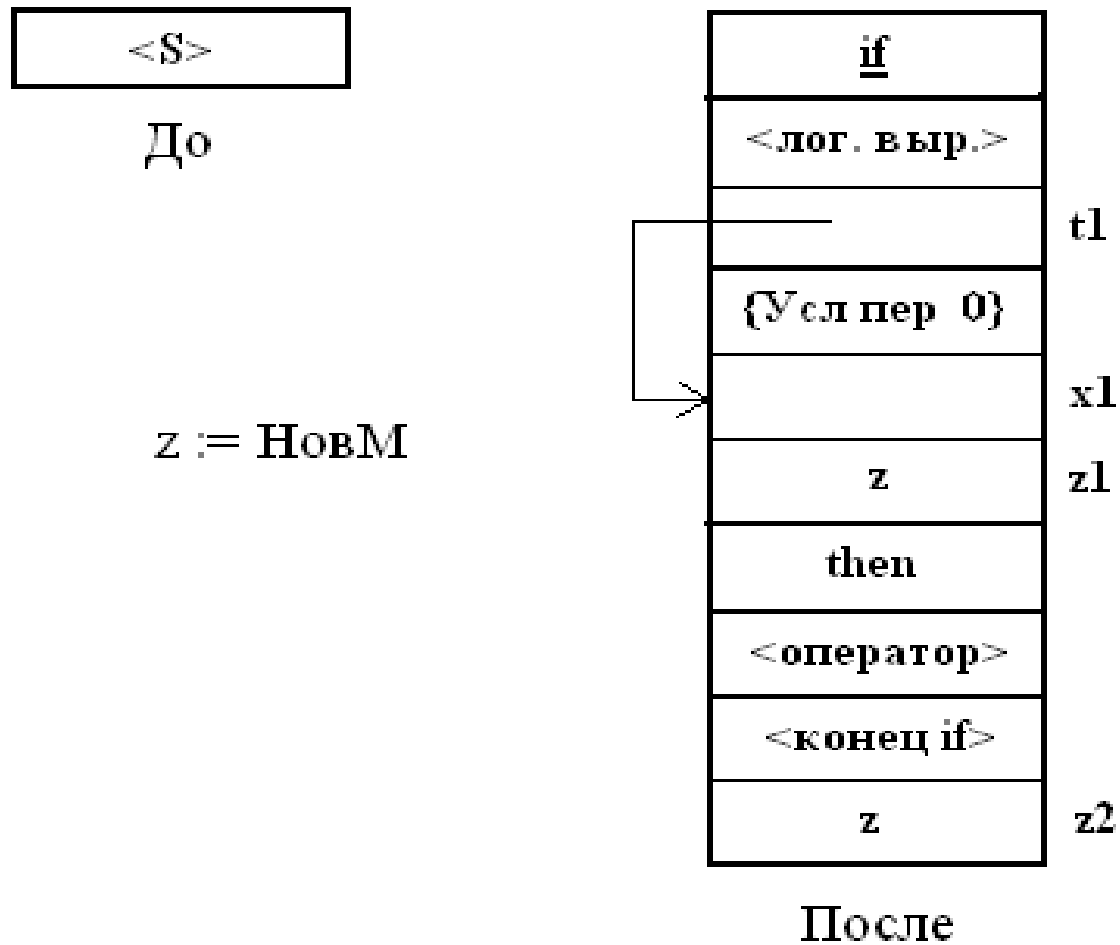
•

- 1. $\langle S \rangle \rightarrow \underline{if} \langle \text{лог. вып.} \rangle \{ \text{Усл. пер. по 0} \} \underline{then} \langle \text{оператор} \rangle \langle \text{конец if} \rangle$
- 2. $\langle \text{конец if} \rangle \rightarrow \{ \text{Метка} \}$
- 3. $\langle \text{конец if} \rangle \rightarrow \underline{else} \{ \text{Безусл. пер.} \} \{ \text{Метка} \} \langle \text{оператор} \rangle \{ \text{Метка} \}$

Атрибутная транслирующая грамматика

- 1. $\langle S \rangle \rightarrow \underline{if} \langle \text{лог. выр.} \rangle_{t1} \{ \text{Усл. пер. по } 0_{x1,z1} \} \underline{then} \langle \text{оператор} \rangle \langle \text{конец if} \rangle_{z2}$
- $(z1, z2) := \text{НовМ}$
-
- 2. $\langle \text{конец if} \rangle_{z1} \rightarrow \{ \text{Метка}_{z2} \}$
- $z2 := z1$
-
- 3. $\langle \text{конец if} \rangle_{z1} \rightarrow \underline{else} \{ \text{Безусл. пер.}_{w1} \} \{ \text{Метка}_{z2} \} \langle \text{оператор} \rangle \{ \text{Метка}_{w2} \}$
- $(w1, w2) := \text{НовМ}, z2 := z1$

Правила замены магазинных символов



Правила замены магазинных символов (продолжение)

<конец if>
z

z1

До

{Метка}
z

z2

После

<конец if>
z

z1

До

$w := \text{НовМ}$

else
{Безусл пер}
w
{Метка}
z
<оператор>
{Метка}
w

w1

z2

w2

После

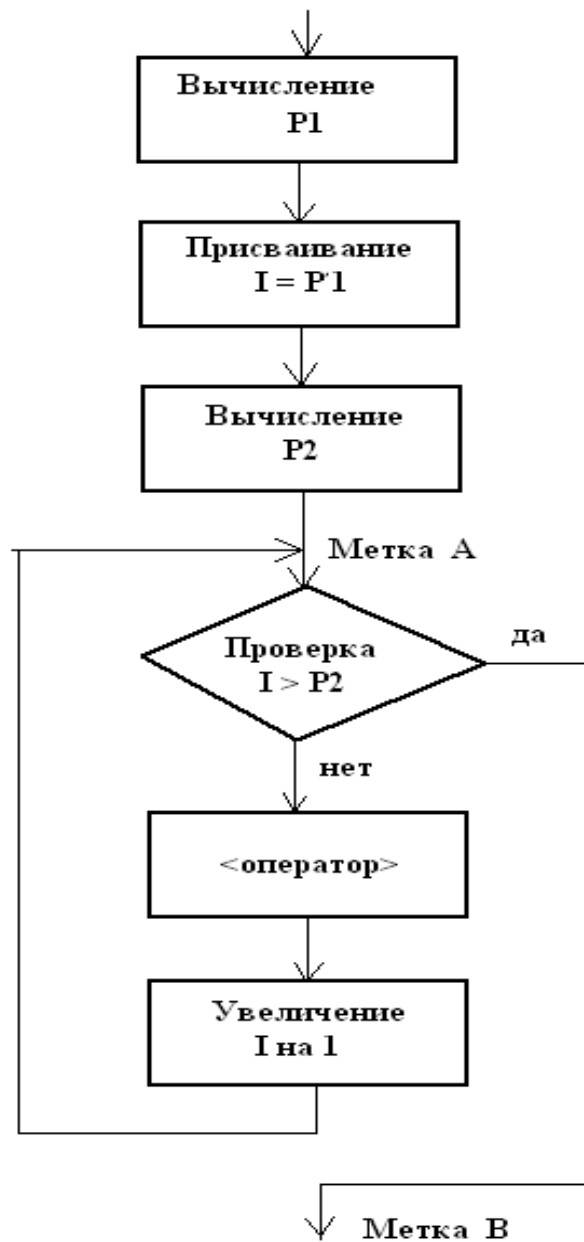
Атрибутная транслирующая грамматика для логических выражений

- 1. $\langle \text{лог. выр.} \rangle \rightarrow \langle P \rangle_{p1} \langle L\text{-сп} \rangle_{p2, t1}$
- $p2 := p1, t2 := t1$
-
- 2. $\langle L\text{-сп} \rangle_{p1, t2} \rightarrow '>' \langle P \rangle_{q1} \{ \text{Больше}_{p2, q2, t1} \}$
- $(t1, t2) := \text{Нов}, p2 := p1, q2 := q1$
-
- 3. $\langle L\text{-сп} \rangle_{p1, t2} \rightarrow '<' \langle P \rangle_{q1} \{ \text{Меньше}_{p2, q2, t1} \}$
- $(t1, t2) := \text{Нов}, p2 := p1, q2 := q1$
-
- 4. $\langle P \rangle_{p2} \rightarrow I_{p1}$
- $p2 := p1$
-

6.8. Трансляция оператора цикла

- $\langle S \rangle \rightarrow \underline{for} \ I = \langle P \rangle \ \underline{to} \ \langle P \rangle \ \langle \text{оператор} \rangle$

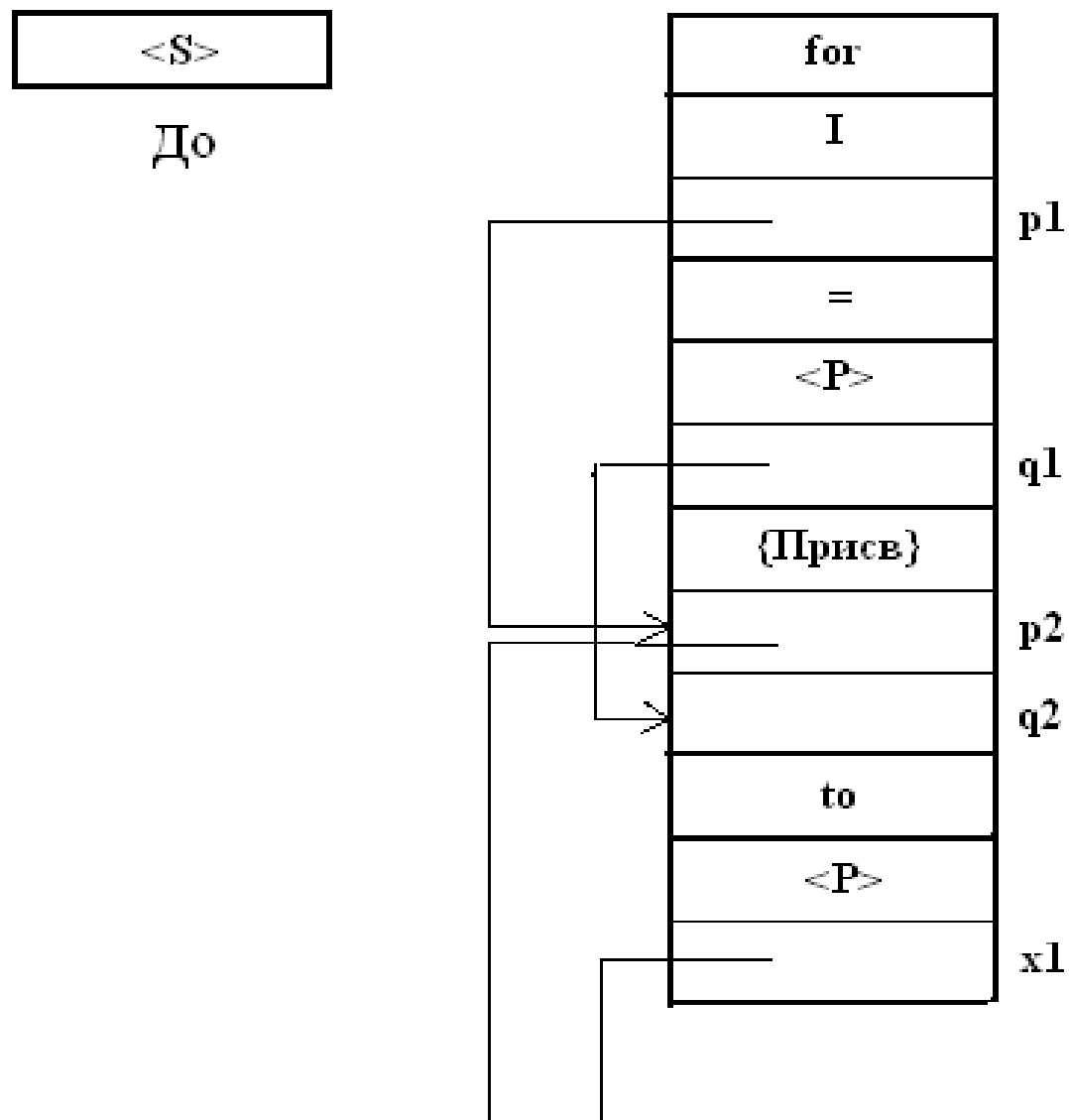
Диаграмма работы оператора цикла



Грамматики оператора цикла

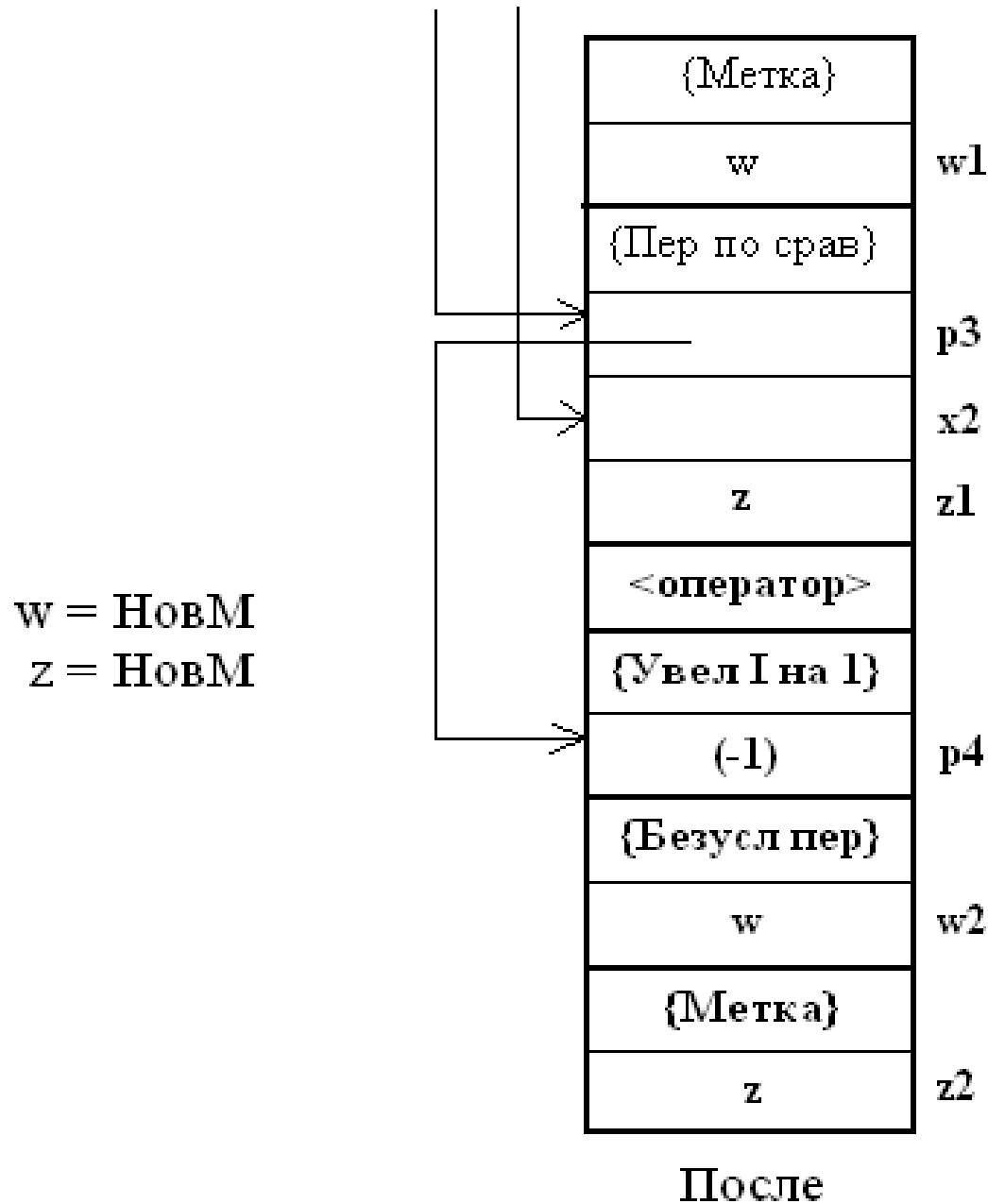
- Транслирующая грамматика:
-
- $\langle S \rangle \rightarrow \underline{\text{for}} \ I = \langle P \rangle \{ \text{Присв} \} \underline{\text{to}} \ \langle P \rangle \{ \text{Метка} \} \{ \text{Пер. по сравн.} \}$
- $\quad \langle \text{оператор} \rangle \{ \text{Увел. } I \text{ на } 1 \} \{ \text{Безусл. пер.} \} \{ \text{Метка} \}$
-
- Атрибутная транслирующая грамматика:
-
- $\langle S \rangle \rightarrow \underline{\text{for}} \ I_{p1} = \langle P \rangle_{q1} \{ \text{Присв}_{p2, q2} \} \underline{\text{to}} \ \langle P \rangle_{x1} \{ \text{Метка}_{w1} \}$
- $\quad \{ \text{Пер. по сравн.}_{p3, x2, z1} \} \langle \text{оператор} \rangle \{ \text{Увел. } I \text{ на } 1_{p4} \}$
- $\quad \{ \text{Безусл. пер.}_{w2} \} \{ \text{Метка}_{z2} \}$
-
- $(p2, p3, p4) := p1, q2 := q1, x2 := x1,$
- $(w1, w2) := \text{НовМ}, (z1, z2) := \text{НовМ}$

Замена магазинного символа



продолжение на следующем рисунке

Замена магазинного символа



7. Построение множеств выбора

7.1. Процедура построения множеств выбора

- 1. Найти аннулирующие нетерминалы и правила.
- 2. Построить отношение Начинается-Прямо-С.
- 3. Вычислить отношение Начинается-С.
- 4. Вычислить множество *Перв* для каждого нетерминала.
- 5. Вычислить множество *Перв* для каждого правила.
- 6. Построить отношение Прямо-Перед.
- 7. Вычислить отношение Прямо-На-Конце.
- 8. Вычислить отношение На-Конце.
- 9. Вычислить отношение Перед.
- 10. Расширить отношение Перед , включив концевой маркер.
- 11. Вычислить множество *След* для каждого аннулирующего нетерминала.
- 12. Построить множества выбора.

7.2. Этапы построения множеств выбора

- **Этап 1.** Определить аннулирующие нетерминалы и правила.
- Шаг 1. Из данной грамматики вычёркиваются все правила, правые части которых содержат хотя бы один терминальный символ (поскольку ϵ не является терминальным символом, то ϵ -правила не вычёркиваются).
- Шаг 2. Составляется список аннулирующих нетерминалов путём включения в него левых частей ϵ -правил.
- Шаг 3. Если находится такое правило, что все нетерминалы, стоящие в его правой части, уже находятся в списке, то в список добавляется нетерминал, стоящий в левой части этого правила.
- Шаг 4. Если на шаге 3 список больше не пополняется, то получен список всех аннулирующих нетерминалов, и процесс заканчивается. В противном случае шаг 3 повторяется.
- Аннулирующие правила – это те, правые части которых состоят только из аннулирующих нетерминалов.

Пример

- 1. $\langle S \rangle \rightarrow \langle A \rangle \langle B \rangle \langle C \rangle$
- 2. $\langle A \rangle \rightarrow \varepsilon$
- 3. $\langle B \rangle \rightarrow \langle A \rangle b \langle D \rangle$
- 4. $\langle C \rangle \rightarrow \varepsilon$
- 5. $\langle D \rangle \rightarrow a \langle B \rangle \langle S \rangle$
- 6. $\langle D \rangle \rightarrow \langle A \rangle \langle C \rangle$
- 7. $\langle D \rangle \rightarrow \langle E \rangle c$
- 8. $\langle E \rangle \rightarrow a \langle E \rangle$
- 9. $\langle E \rangle \rightarrow b$
-
- Аннулирующие нетерминалы - $\langle A \rangle$, $\langle C \rangle$, $\langle D \rangle$.
- Аннулирующие правила – 2, 4, 6.

Этап 2

- **Этап 2.** Построение отношения Начинается-Прямо-С.
- Интуитивно **A Начинается-Прямо-С B** означает: если применить к нетерминалу **A** точно одно правило и, возможно, заменить в нём некоторые аннулирующие нетерминалы на ϵ , то можно получить цепочку, начинающуюся с **B** .
- Это отношение можно выразить следующим образом:
- Если **A** и **B** – символы данной грамматики, то
- **A Начинается-Прямо-С B**
- когда существует правило вида
- **$A \rightarrow \alpha B \gamma$**
- где **α** – аннулирующая, а **γ** – произвольная цепочка.
- Заметим, что правило может быть представлено в виде
- **$A \rightarrow \alpha B \gamma$**
- более, чем одним способом.

Этап 2 (продолжение)

- Процедура построения матрицы или графа отношения Начинается-Прямо-С заключается в следующем:
- Для каждого правила
- $A \rightarrow \alpha$
- и каждого символа **В** в правой части, т.е. в α , определяем, являются ли аннулирующими символы (если они вообще существуют), находящиеся в цепочке α левее **В**. Если да, то делаем в матрице пометку (или проводим дугу в графе), указывающую, что
-
- A Начинается-Прямо-С **В**
-
- Рассмотрим пример.

Пример 2

- 1. $\langle A \rangle \rightarrow \langle B \rangle \langle C \rangle c$
- 2. $\langle A \rangle \rightarrow e \langle D \rangle \langle B \rangle$
- 3. $\langle B \rangle \rightarrow \varepsilon$
- 4. $\langle B \rangle \rightarrow b \langle C \rangle \langle D \rangle \langle E \rangle$
- 5. $\langle C \rangle \rightarrow \langle D \rangle a \langle B \rangle$
- 6. $\langle C \rangle \rightarrow ca$
- 7. $\langle D \rangle \rightarrow \varepsilon$
- 8. $\langle D \rangle \rightarrow d \langle D \rangle$
- 9. $\langle E \rangle \rightarrow e \langle A \rangle f$
- 10. $\langle E \rangle \rightarrow c$

Пример 2 (продолжение)

- Аннулирующими нетерминалами будут и <D>, а аннулирующими правилами – правила 3 и 7.
- Анализируя поочерёдно правила грамматики, построим отношение Начинается-Прямо-С.
- Мы не будем включать в таблицу ту часть, которая соответствует терминальным символам – она тривиальна.

Отношение Начинается-Прямо-С

	<A>		<C>	<D>	<E>	a	b	c	d	e	f
<A>		1	1							1	
							1				
<C>				1		1		1			
<D>									1		
<E>								1		1	

Этап 3

- **Этап 3.** Вычисление отношения Начинается-С.
- Отношение Начинается-С определяется следующим образом.
- Если **A** и **B** – символы данной грамматики, то
- **A Начинается-С B**
- если существует цепочка, начинающаяся с символа **B**, которую можно вывести из **A**.
- Очевидно, что отношение Начинается-С является рефлексивно-транзитивным замыканием отношения Начинается-Прямо-С.
- Вычислив рефлексивно-транзитивное замыкание отношения Начинается-Прямо-С для нашего примера, получим (см. след. таблицу).

Отношение Начинается-С

	<A>		<C>	<D>	<E>	a	b	c	d	e	f
<A>	1	1	1	1		1	1	1	1	1	
		1					1				
<C>			1	1		1		1	1		
<D>				1					1		
<E>					1			1		1	

- Мы не включили сюда часть таблицы, соответствующую терминальным символам, поскольку, очевидно, что для них это отношение тривиально:
 - **a** Начинается-С **a**
 - **b** Начинается-С **b**
 - и т.д.

Этап 4

- **Этап 4.** Вычисление множества *Перв* для каждого нетерминала.
-
- Для некоторого нетерминала $\langle A \rangle$ множество $\text{Перв}(\langle A \rangle)$ – это множество таких терминалов ' b ', для которых выполняется отношение
-
- $\langle A \rangle$ Начинается-С b
-
- Таким образом, получаем:
- $\text{Перв}(\langle A \rangle) = \{a, b, c, d, e\}$
- $\text{Перв}(\langle B \rangle) = \{b\}$
- $\text{Перв}(\langle C \rangle) = \{a, c, d\}$
- $\text{Перв}(\langle D \rangle) = \{d\}$
- $\text{Перв}(\langle E \rangle) = \{c, e\}$

Этап 5

- **Этап 5.** Вычисление множества *Перв* для каждого правила.
- Учитывая, что $\langle B \rangle$ и $\langle D \rangle$ - аннулирующие нетерминалы, получим:
- 1. $\text{Перв}(\langle B \rangle \langle C \rangle c) = \text{Перв}(\langle B \rangle) \cup \text{Перв}(\langle C \rangle) = \{a, b, c, d\}$
- 2. $\text{Перв}(e \langle D \rangle \langle B \rangle) = \text{Перв}(e) = \{e\}$
- 3. $\text{Перв}(\epsilon) = \{\}$
- 4. $\text{Перв}(b \langle C \rangle \langle D \rangle \langle E \rangle) = \{b\}$
- 5. $\text{Перв}(\langle D \rangle a \langle B \rangle) = \text{Перв}(\langle D \rangle) \cup \text{Перв}(a) = \{a, d\}$
- 6. $\text{Перв}(ca) = \{c\}$
- 7. $\text{Перв}(\epsilon) = \{\}$
- 8. $\text{Перв}(d \langle D \rangle) = \{d\}$
- 9. $\text{Перв}(e \langle A \rangle f) = \{e\}$
- 10. $\text{Перв}(c) = \{c\}$