

## ВОСХОДЯЩИЕ МП-РАСПОЗНАВАТЕЛИ

1.  $S \rightarrow (AS)$
2.  $S \rightarrow (b)$
3.  $A \rightarrow (SaA)$
4.  $A \rightarrow (a)$

Правый вывод:

$$S_1 \Rightarrow (AS_2) \Rightarrow (A_3(b)) \Rightarrow ((SaA_4)(b)) \Rightarrow ((S_2a(a))(b)) \Rightarrow (((b)a(a))(b))$$

Процесс, обратный правому выводу — разбор.

Восходящий МПР выполняет разбор.

Пусть  $\alpha$  — промежуточная или терминальная цепочка в правом выводе.

Тогда правило, которое применялось при правом выводе цепочки  $\alpha$  последним — основывающее, а самое левое вхождение правой части основывающего правила в цепочку  $\alpha$  — основа.

### Принцип работы.

Входная цепочка:  $\alpha\beta\mid$

Магазин:  $\Delta\gamma$

$\alpha$  — обработанная часть цепочки;

$\beta$  — необработанная часть цепочки;

$\alpha\beta$  не отвергается, если  $\gamma \Rightarrow^* \alpha$ ;

$\gamma\beta$  — промежуточная цепочка в правом выводе.

МПР выполняет операции:

ПЕРЕНОС = (втолк( $x$ ), сдвиг),  $x$  — обрабатываемый символ цепочки.

ОПОЗНАНИЕ — определяет, находится ли в верху магазина основа. Если да, то выполняет СВЁРТКУ по основывающему правилу.

СВЁРТКА( $\#i$ ) — выталкивает из магазина правую часть  $i$ -го правила и вталкивает его левую часть.

ДОПУСТИТЬ.

ОТВЕРГНУТЬ.

В начале

$$\alpha = \gamma = \varepsilon$$

МПР многократно выполняет ПЕРЕНОС.

Если вверху магазина основа, то выполняет СВЁРТКУ по основывающему правилу.

Если нет смысла выполнять ПЕРПЕНОС или СВЁРТКУ, то ОТВЕРГНУТЬ.

Если цепочка закончилась и в магазине только начальный нетерминал, то ДОПУСТИТЬ, иначе — ОТВЕРГНУТЬ.

1.  $S \rightarrow (AS)$

2.  $S \rightarrow (b)$

3.  $A \rightarrow (SaA)$

4.  $A \rightarrow (a)$

Правый вывод:

$$S_1 \Rightarrow (AS_2) \Rightarrow (A_3(b)) \Rightarrow ((SaA_4)(b)) \Rightarrow ((S_2a(a))(b)) \Rightarrow (((b)a(a))(b))$$

	(	(	(	b	)	a	(	a	)	)	(	b	)	)	⊢
Δ															

	(	)	a	b	⊢
S		П	П		ОП
A	П	П			
(	П		П	П	
)	ОП	ОП	ОП		ОП
a	П	П			
b		П			
Δ	П				

Н.с.м.: Δ

### Правила заполнения таблицы:

$T[m, x] := \text{ОП}$ , если

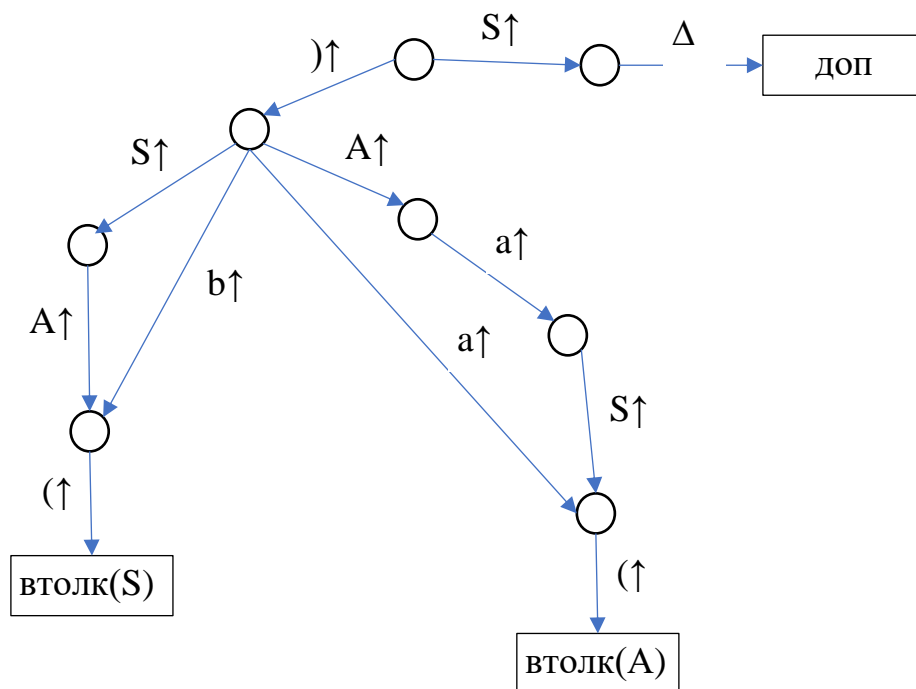
- 1)  $m = S$  и  $x = \mid$ ;
- 2) есть правило  $A \rightarrow \alpha m$  и  $x \in \text{СЛЕД}(A)$ .

$T[m, x] := \Pi$ , если

- 1)  $m = \Delta$  и  $x \in \text{ПЕРВ}(S)$ ;
- 2) есть правило  $A \rightarrow \alpha m \beta$  и  $x \in \text{ПЕРВ}(\beta)$ .

### ОПОЗНАНИЕ

Магазин	Действие
$\Delta S$	допустить
$\Delta \dots (AS)$	СВ(#1)
$\Delta \dots (b)$	СВ(#2)
$\Delta \dots (SaA)$	СВ(#3)
$\Delta \dots (a)$	СВ(#4)
иначе	отвергнуть



### Правила заполнения таблицы:

$T[m,x] := \text{ОП}$ , если

- 1)  $m = S$  и  $x = \vdash$ ;
- 2) есть правило  $A \rightarrow \alpha m$  и  $x \in \text{СЛЕД}(A)$ .

$T[m,x] := \Pi$ , если

- 1)  $m = \Delta$  и  $x \in \text{ПЕРВ}(S)$ ;
- 2) есть правило  $A \rightarrow \alpha m \beta$  и  $x \in \text{ПЕРВ}(\beta)$ .

1.  $S \rightarrow bASB$

2.  $S \rightarrow bA$

3.  $A \rightarrow dSca$

4.  $A \rightarrow e$

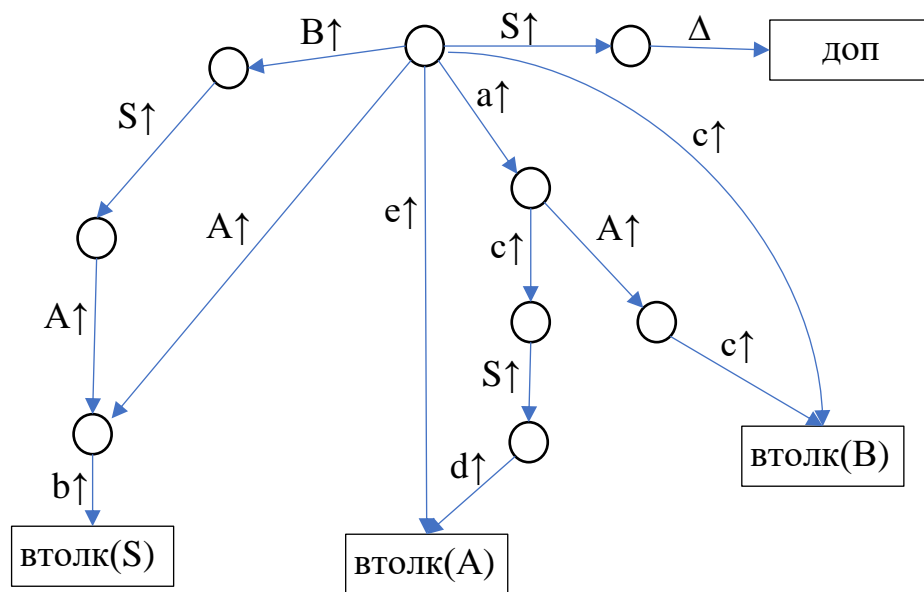
5.  $B \rightarrow cAa$

6.  $B \rightarrow c$

	ПЕРВ	СЛЕД
S	b	$\vdash$ c
A	d e	b $\vdash$ c a
B	c	$\vdash$ c

	a	b	c	d	e	$\vdash$
S			Π			ОП
A	Π	Π	ОП			ОП
B			ОП			ОП
a	ОП	ОП	ОП			ОП
b				Π	Π	
c	Π		ОП	Π	Π	ОП
d		Π				
e	ОП	ОП	ОП			ОП
Δ		Π				

1.  $S \rightarrow bASB$
2.  $S \rightarrow bA$
3.  $A \rightarrow dSca$
4.  $A \rightarrow e$
5.  $B \rightarrow cAa$
6.  $B \rightarrow c$



Описанные методы построения применимы к классу грамматик, которые мы назовем «бессуффиксными». Цепочка  $\alpha$  называется *суффиксом* цепочки  $\beta$ , если  $\beta$  оканчивается цепочкой  $\alpha$ . Заметим, в частности, что всякая цепочка является своим собственным суффиксом и  $\varepsilon$  является суффиксом любой цепочки.

Мы называем грамматику *бессуффиксной*, если правая часть любого ее правила не является суффиксом правой части какого-либо другого правила или суффиксом цепочки  $\nabla\langle S \rangle$ . Мы называем бессуффиксную грамматику, не имеющую конфликтов переноса — опознания *бессуффиксной ПО-грамматикой*.

## Задача

Определить множество символов, которые могут быть в магазине непосредственно после символа  $m$  при обработке допустимой цепочки.

Если символ  $m$  вверху магазина, то в результате выполнения ПЕРЕНОС после него окажется терминал.

Если в магазине  $m\alpha$  и  $A \rightarrow \alpha$  основывающее правило, то в результате выполнения СВЁРТКА цепочка  $\alpha$  будет вытолкнута из магазина, а нетерминал  $A$  будет втолкнут в магазин непосредственно после  $m$ .

Символ  $x$  может следовать непосредственно после символа  $m$ , если:

- 1)  $m = \Delta$  и  $x \in \text{ПЕРВ}(S)$ ;
- 2) есть правило  $A \rightarrow \alpha m \beta$  и  $x \in \text{ПЕРВ}(\beta)$ .

Множество **ПЕРВ( $\beta$ )** — это множество  $\text{ПЕРВ}(\beta)$ , расширенное нетерминалами, определяется следующим образом:

$$\text{ПЕРВ}(\beta) = \{x \mid \beta \Rightarrow^* x\delta\}$$

Алгоритм определения множества **ПЕРВ( $\beta$ )** отличается от алгоритма определения множества  $\text{ПЕРВ}(\beta)$  только отсутствием различия между терминалами и нетерминалами.

В дальнейшем будем так строить процедуру опознания, чтобы после магазинного символа  $m$  вталкивался только тот нетерминал, который может непосредственно следовать после символа  $m$  при обработке допустимой цепочки.

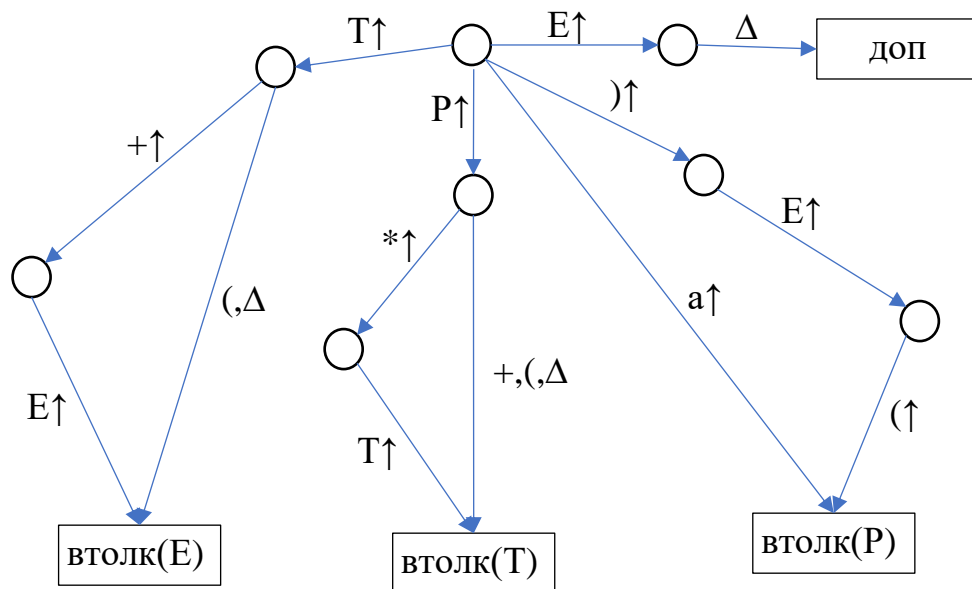
1.  $E \rightarrow E+T$
2.  $E \rightarrow T$
3.  $T \rightarrow T*P$
4.  $T \rightarrow P$
5.  $P \rightarrow (E)$
6.  $P \rightarrow a$

	ПЕРВ	СЛЕД
E	$E T P ( a$	$\mid + )$
T	$T P ( a$	$\mid + ) *$
P	$P ( a$	$\mid + ) *$

	+	*	(	)	a	$\mid$	E	T	P
E	П			П		ОП			
T	ОП	П		ОП		ОП			
P	ОП	ОП		ОП		ОП			
+			П		П			ВТ	ВТ
*			П		П				ВТ
(			П		П		ВТ	ВТ	ВТ
)	ОП	ОП		ОП		ОП			
a	ОП	ОП		ОП		ОП			
$\Delta$			П		П		ВТ	ВТ	ВТ

	+	*	(	)	a	$\Delta$	E	T	P
E	П			П		ОП			
T	ОП	П		ОП		ОП			
P	ОП	ОП		ОП		ОП			
+			П		П			ВТОЛК	ВТОЛК
*			П		П				ВТОЛК
(			П		П		ВТОЛК	ВТОЛК	ВТОЛК
)	ОП	ОП		ОП		ОП			
a	ОП	ОП		ОП		ОП			
$\Delta$			П		П		ВТОЛК	ВТОЛК	ТОЛК

1.  $E \rightarrow E+T$       3.  $T \rightarrow T*P$       5.  $P \rightarrow (E)$   
 2.  $E \rightarrow T$       4.  $T \rightarrow P$       6.  $P \rightarrow a$





Грамматика называется *грамматикой слабого предшествования* тогда и только тогда, когда справедливы четыре следующих условия:

1. В грамматике нет конфликтов переноса — опознания.
2. Правые части любых двух правил не совпадают.
3. Для любых двух правил вида

$$\langle A \rangle \rightarrow \alpha u \gamma$$

$$\langle B \rangle \rightarrow \gamma$$

где  $\alpha$  и  $\gamma$  — цепочки, а  $u$  — символ, отношение

$u$  ПОД  $\langle B \rangle$

не имеет места.

4. Неверно, что  $\langle S \rangle \Rightarrow^+ \langle S \rangle$ , где  $\langle S \rangle$  — начальный символ. (Это условие введено для того, чтобы исключить особый вид грамматической неоднозначности, который не всегда исключается остальными условиями. В разд. 12.1 мы сказали, что все грамматики, рассматриваемые в этой главе, предполагаются однозначными. Включая в определение грамматик слабого предшествования условие 4, мы тем самым гарантируем, что любая грамматика, удовлетворяющая этому определению, однозначна.)

0.  $S \rightarrow S$

1.  $S \rightarrow Bv$

3.  $A \rightarrow u$

5.  $B \rightarrow u$

7.  $C \rightarrow Bv$

2.  $S \rightarrow vC$

4.  $A \rightarrow vBS$

6.  $B \rightarrow yw$

8.  $C \rightarrow yAw$

	ПЕРВ	СЛЕД
<b>S</b>	<b>S S B v u y</b>	<b> </b>
<b>S</b>	<b>S B v u y</b>	<b>  w</b>
<b>A</b>	<b>A u v</b>	<b>w</b>
<b>B</b>	<b>B u y</b>	<b>v u y</b>
<b>C</b>	<b>C B y u</b>	<b>  w</b>

	v	u	y	w		S	S	A	B	C
<b>S</b>					ОП					
<b>S</b>				ОП	ОП					
<b>A</b>				П						
<b>B</b>	П	П	П				БТ		БТ	
<b>C</b>				ОП	ОП					
<b>v</b>		П	П	ОП	ОП				БТ	БТ
<b>u</b>	ОП	ОП	ОП	ОП						
<b>y</b>	П	П		П				БТ		
<b>w</b>	ОП	ОП	ОП	ОП	ОП					
<b>Δ</b>	П	П	П			БТ	БТ		БТ	

	v	u	y	w	⊥	S	S	A	B	C
S					ОП					
S				ОП	ОП					
A				П						
B	П	П	П				БТ		БТ	
C				ОП	ОП					
v		П	П	ОП	ОП				БТ	БТ
u	ОП	ОП	ОП	ОП						
y	П	П		П				БТ		
w	ОП	ОП	ОП	ОП	ОП					
Δ	П	П	П			БТ	БТ		БТ	

0.  $S \rightarrow S$

1.  $S \rightarrow Bv$

3.  $A \rightarrow u$

5.  $B \rightarrow u$

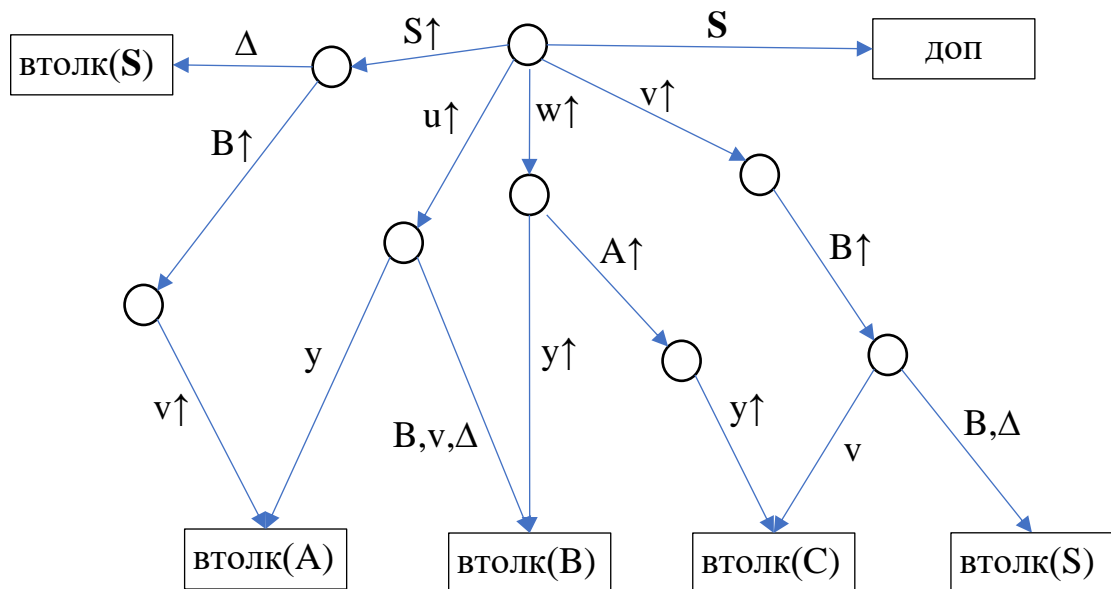
7.  $C \rightarrow Bv$

2.  $S \rightarrow vC$

4.  $A \rightarrow vBS$

6.  $B \rightarrow yw$

8.  $C \rightarrow yAw$



Грамматики без конфликтов переноса — опознания, для которых все проблемы опознания можно разрешить методами этого и предыдущего раздела, известны под названием *простые грамматики смешанной стратегии предшествования*. Более точно, грамматика называется простой грамматикой смешанной стратегии предшествования (простой ССП-грамматикой) тогда и только тогда, когда выполняются четыре следующих условия:

1. В грамматике нет конфликтов переноса — опознания.
2. Для любых двух правил с одной и той же правой частью:

$$\langle A \rangle \rightarrow \alpha$$

$$\langle B \rangle \rightarrow \alpha$$

не существует такого символа  $X$ , что одновременно  $X$  ПОД  $\langle A \rangle$  и  $X$  ПОД  $\langle B \rangle$

3. Для любых двух правил вида

$$\langle A \rangle \rightarrow \alpha u \gamma$$

$$\langle B \rangle \rightarrow \gamma$$

где  $\alpha$  и  $\gamma$  — цепочки, а  $u$  — символ грамматики, отношение  $u$  ПОД  $\langle B \rangle$  не имеет места.

4. Неверно, что  $\langle S \rangle \Rightarrow^+ \langle S \rangle$ , где  $\langle S \rangle$  — начальный символ.

Условия 1, 3 и 4 — те же, что и для грамматик слабого предшествования; условие 2 новое, оно должно выполняться для правил с одинаковыми правыми частями.