

# Лекция 14

3 декабря

## Грамматика слабого предшествования

- Рассматриваемый пример:
- 
- 1.  $\langle E \rangle \rightarrow \langle E \rangle + \langle T \rangle$
- 2.  $\langle E \rangle \rightarrow \langle T \rangle$
- 3.  $\langle T \rangle \rightarrow \langle T \rangle * \langle P \rangle$
- 4.  $\langle T \rangle \rightarrow \langle P \rangle$
- 5.  $\langle P \rangle \rightarrow (\langle E \rangle)$
- 6.  $\langle P \rangle \rightarrow I$
- Построим МП-автомат типа “перенос-опознание” для этой грамматики.

## Множества *Перв* и *След*

- Множество *Перв* имеет следующий вид:
  - 
  - $\text{Перв}(<E>) = \{<E>, <T>, <P>, '(', )\}$
  - $\text{Перв}(<T>) = \{<T>, <P>, '(', )\}$
  - $\text{Перв}(<P>) = \{<P>, '(', )\}$
  -
- Множество *След* имеет следующий вид:
  - 
  - $\text{След}(<E>) = \{ +, ')', \#\}$
  - $\text{След}(<T>) = \{+, *, ')', \#\}$
  - $\text{След}(<P>) = \{ +, *, ')', \#\}$

## Отношение Свёртывается-По

		+	*	(	)	⊥
<E>						1
<T>		1			1	1
<P>		1	1		1	1
		1	1		1	1
+						
*						
(						
)		1	1		1	

## Отношение Под

		+	*	(	)
+					
*					
(					
)					
▽	1				1

## Управляющая таблица

Магазинные символы		+	*	(	)	$\perp$
$<E>$	<i>Отвергн</i>	<i>Перенос</i>	<i>Отвергн</i>	<i>Отвергн</i>	<i>Перенос</i>	<i>Опозн1</i>
$<T>$	<i>Отвергн</i>	<i>Опозн2</i>	<i>Перенос</i>	<i>Отвергн</i>	<i>Опозн2</i>	<i>Опозн2</i>
$<P>$	<i>Отвергн</i>	<i>Опозн3</i>	<i>Опозн3</i>	<i>Отвергн</i>	<i>Опозн3</i>	<i>Опозн3</i>
	<i>Отвергн</i>	<i>Опозн4</i>	<i>Опозн4</i>	<i>Отвергн</i>	<i>Опозн4</i>	<i>Опозн4</i>
+	<i>Перенос</i>	<i>Отвергн</i>	<i>Отвергн</i>	<i>Перенос</i>	<i>Отвергн</i>	<i>Отвергн</i>
*	<i>Перенос</i>	<i>Отвергн</i>	<i>Отвергн</i>	<i>Перенос</i>	<i>Отвергн</i>	<i>Отвергн</i>
(	<i>Перенос</i>	<i>Отвергн</i>	<i>Отвергн</i>	<i>Перенос</i>	<i>Отвергн</i>	<i>Отвергн</i>
)	<i>Отвергн</i>	<i>Опозн5</i>	<i>Опозн5</i>	<i>Отвергн</i>	<i>Опозн5</i>	<i>Опозн5</i>
$\nabla$	<i>Перенос</i>	<i>Отвергн</i>	<i>Отвергн</i>	<i>Перенос</i>	<i>Отвергн</i>	<i>Отвергн</i>

*Начальное содержимое магазина  $\nabla$*

## Процедуры опознания

- Опознать1: если на верху магазина  $\nabla <E>$ , то *Допустить*,  
иначе *Отвергнуть*.
- Опознать2: если на верху магазина  $<E> + <T>$ , то *Свёртка(1)*,  
иначе *Свёртка(2)*.
- Опознать3: если на верху магазина  $<T> * <P>$ , то *Свёртка(3)*,  
иначе *Свёртка(4)*.
- Опознать4: *Свёртка(6)*.
- Опознать5: если на верху магазина  $( <E> )$ , то *Свёртка(5)*,  
иначе *Отвергнуть*.
- 
- Рассмотрим пример распознавания цепочки  $a + b * c$ :

# Распознавание цепочки $a + b * c$

Содержимое магазина	Текущая входная цепочка
$\nabla$	$a + b * c \perp$
$\nabla I_\alpha$	$+ b * c \perp$
$\nabla <P>$	$+ b * c \perp$
$\nabla <T>$	$+ b * c \perp$
$\nabla <E>$	$+ b * c \perp$
$\nabla <E> +$	$b * c \perp$
$\nabla <E> + I_b$	$* c \perp$
$\nabla <E> + <P>$	$* c \perp$
$\nabla <E> + <T>$	$* c \perp$
$\nabla <E> + <T> *$	$c \perp$
$\nabla <E> + <T> * I_c$	$\perp$
$\nabla <E> + <T> * <P>$	$\perp$
$\nabla <E> + <T>$	$\perp$
$\nabla <E>$	$\perp$
<i>Допустить</i>	

## 7.5.Простые грамматики смешанной стратегии предшествования

- Если грамматика удовлетворяет всем условиям в определении грамматики слабого предшествования кроме условия 2 (т.е. содержит несколько правил с одинаковыми правыми частями), то в некоторых случаях всё-таки можно построить для этой грамматики автомат типа “перенос-опознание”.
- Дадим определение простой грамматики смешанной стратегии предшествования (простой ССП-грамматики).

Грамматика называется простой ССП-грамматикой тогда и только тогда, когда выполняются следующие четыре условия:

- 1. В грамматике нет конфликтов переноса-опознания.
- 2. Для любых двух правил вида

$$\langle A \rangle \rightarrow x$$

$$\langle B \rangle \rightarrow y$$

не существует такого символа  $P$ , что одновременно выполняются отношения  $P \underline{\text{Под}} \langle A \rangle$  и  $P \underline{\text{Под}} \langle B \rangle$ .

- 3. Для любых двух правил вида

$$\langle A \rangle \rightarrow x P y$$

$$\langle B \rangle \rightarrow y$$

где  $x$  и  $y$  – цепочки, а  $P$  – символ, отношение

$$P \underline{\text{Под}} \langle B \rangle$$

не имеет места.

- 4. Неверно, что  $\langle S \rangle =>^+ \langle S \rangle$ , где  $\langle S \rangle$  – начальный символ грамматики.

## Пример

- Таким образом, в грамматике могут быть правила с одинаковыми правыми частями, но с некоторыми ограничениями
- При этом при процедуре опознания должна анализировать символ в магазине, находящийся под основой.
- Рассмотрим следующую грамматику:
- 
- 1.  $\langle S \rangle \rightarrow \langle B \rangle v$
- 2.  $\langle S \rangle \rightarrow v \langle C \rangle$
- 3.  $\langle A \rangle \rightarrow u$
- 4.  $\langle A \rangle \rightarrow v \langle B \rangle \langle S \rangle$
- 5.  $\langle B \rangle \rightarrow u$
- 6.  $\langle B \rangle \rightarrow y v$
- 7.  $\langle C \rangle \rightarrow \langle B \rangle v$
- 8.  $\langle C \rangle \rightarrow y \langle A \rangle w$
- 
- В данной грамматике имеются правила 1 и 7 с одинаковыми правыми частями, правила 3 и 5 также имеют одинаковые правые части, поэтому она не является грамматикой слабого предшествования.

## Множество *Перв*

- Проверим, что данная грамматика является простой ССП-грамматикой .
- Множество *Перв* имеет следующий вид:
- 
- $\text{Перв}(\langle S \rangle) = \{ \langle S \rangle, \langle B \rangle, u, w, y \}$
- $\text{Перв}(\langle A \rangle) = \{ \langle A \rangle, u, v \}$
- $\text{Перв}(\langle B \rangle) = \{ \langle B \rangle, u, y \}$
- $\text{Перв}(\langle C \rangle) = \{ \langle C \rangle, \langle B \rangle, u, y \}$
- $\text{Перв}(u) = \{ u \}$
- $\text{Перв}(v) = \{ v \}$
- $\text{Перв}(w) = \{ w \}$
- $\text{Перв}(y) = \{ y \}$

## Множество След

- Множество След имеет следующий вид:
  - 
  - $\text{След}(<S>) = \{ w, \perp \}$
  - $\text{След}(<A>) = \{ w \}$
  - $\text{След}(<B>) = \{ u, v, y \}$
  - $\text{След}(<C>) = \{ w, \perp \}$
  - $\text{След}(u) = \{ u, v, w, y \}$
  - $\text{След}(v) = \{ u, w, y, \perp \}$
  - $\text{След}(w) = \{ u, v, w, y, \perp \}$
  - $\text{След}(y) = \{ u, v, w \}$
  - 
  - Построим теперь отношение Под.

**Отношение Под для данной грамматики**

	$<S>$	$<A>$	$<B>$	$<C>$	u	v	w	y
$<S>$								
$<A>$							1	
$<B>$	1		1		1	1		1
$<C>$								
u								
v			1	1	1			1
w								
y		1			1	1	1	
$\nabla$	1		1		1	1		1

- Из таблицы видно, что нет символа, который одновременно находился бы под правыми частями правил 1 и 7, и нет символа, который одновременно находился бы под правыми частями правил 3 и 5, т.е. условие 2 выполняется.
- Условие 3 также выполняется, поскольку нет правых частей правил, являющихся суффиксами других правых частей правил.
- Условие 4 также выполняется.
- Нужно проверить условие 1. Для этого требуется построить отношение Свётрываетсѧ-По.

## Отношение Свё트рываетя-По

	u	v	w	y	⊥
<S>			1		1
<A>					
<B>					
<C>			1		1
u	1	1	1	1	
v			1		1
w	1	1	1	1	1
y					

- Видно, что отношения Под и Свёртывается-По не пересекаются.
- Следовательно, условие 1 тоже выполняется, и данная грамматика является простой ССП-грамматикой.
- Построим для нашего примера МП-автомат.

# Управляющая таблица

Магазинные символы	u	v	w	y	⊥
<S>	Отвергн	Отвергн	Опозн1	Отвергн	Опозн2
<A>	Отвергн	Отвергн	Перенос	Отвергн	Отвергн
<B>	Перенос	Перенос	Отвергн	Перенос	Отвергн
<C>	Отвергн	Отвергн	Опозн3	Отвергн	Опозн3
u	Опозн4	Опозн4	Опозн4	Опозн4	Отвергн
v	Перенос	Отвергн	Опозн5	Перенос	Опозн5
w	Опознб	Опознб	Опознб	Опознб	Опознб
y	Перенос	Перенос	Перенос	Отвергн	Отвергн
▽	Перенос	Перенос	Отвергн	Перенос	Отвергн
Начальное содержимое магазина ▽					

## Процедуры опознания

- Опозн1: если на верху маг.  $v <B> <S>$ , то *Свёртка(4)*, иначе
  - *Отвергнуть*
- Опозн2: если на верху маг.  $\nabla <S>$ , то *Допустить*, иначе
  - *Отвергнуть*
- Опозн3: если на верху маг.  $v <C>$ , то *Свёртка(2)*, иначе
  - *Отвергнуть*
- Опозн4: если на верху маг.  $y u$ , то *Свёртка(3)*, иначе,
  - если на верху маг.  $<B> u$  или  $v u$ , то *Свёртка(5)*, иначе
    - *Отвергнуть*
- Опозн5: если на верху маг.  $<B> <B> v$  или  $\nabla <B> v$ , то *Свёртка(1)*,
  - иначе, если на верху маг.  $v <B> v$ , то *Свёртка(7)*, иначе
    - *Отвергнуть*
- Опозн6: если на верху маг.  $y w$ , то *Свёртка(6)*, иначе,
  - если на верху маг.  $y <A> w$ , то *Свёртка(8)*, иначе
    - *Отвергнуть*

## 7.6. Распознавание методом “перенос-свёртка”

- Автомат из предыдущего подраздела исследует несколько верхних символов, чтобы решить, какую из операций свёртки нужно выполнить.
- Далее рассматривается подход, который использует расширенный магазинный алфавит для кодирования дополнительной информации о магазине.
- Закодированной информации достаточно, чтобы по верхнему символу магазина и текущему входному символу выяснить, находится ли основа в верхней части магазина, и, если да, то определить основывающее правило, не просматривая других символов магазина.
- Однако, для каждого правила соответствующая ему операция Свёртка просматривает символ магазина, расположенный под основой.

## Кодирование магазинных символов

- Возьмём ту же грамматику, что и в начале этого раздела:
- 
- 1.  $\langle S \rangle \rightarrow ( \langle A \rangle \langle S \rangle )$
- 2.  $\langle S \rangle \rightarrow ( b )$
- 3.  $\langle A \rangle \rightarrow ( \langle S \rangle a \langle A \rangle )$
- 4.  $\langle A \rangle \rightarrow ( a )$
- 
- Будем различать одинаковые символы грамматики, входящие в правые части разных правил.
- При этом новый символ будет одновременно кодировать последовательность символов от начала правой части до самого этого символа.
- Схема кодирования приведена в следующей таблице:

# Схема кодирования

Представляемый символ	Магазинный символ	Кодируемая цепочка
a	$a_1$	( $<S>$ a
	$a_2$	( a
b	$b_1$	( b
(	$(_1$	(
)	$)_1$	( $<A>$ $<S>$ )
	$)_2$	( b )
	$)_3$	( $<S>$ a $<A>$ )
	$)_4$	( a )
$<S>$	$<S>_1$	( $<A>$ $<S>$
	$<S>_2$	( $<S>$
	$<S>_3$	$\nabla <S>$
$<A>$	$<A>_1$	( $<A>$
	$<A>_2$	( $<S>$ a $<A>$
Нет	$\nabla$	$\nabla$

- Каждый магазинный символ понимается одновременно как грамматический символ и как код цепочки.
- Каждый символ магазина представляет грамматический символ (кроме маркера дна), получаемый из него отбрасыванием индекса.
- Наряду с этим каждый магазинный символ рассматривается как код некоторой цепочки.
- Например,  $\langle S \rangle_1$  рассматривается как код цепочки  $(\langle A \rangle \langle S \rangle)$ .
- Самым правым символом каждой кодируемой цепочки является грамматический символ, представляемый магазинным символом.
- Исключение составляет маркер дна.
- Он не представляет никакого грамматического символа, но рассматривается как код цепочки, состоящей из него самого.
- Новый МП-автомат будет построен так, что магазинный символ вталкивается в магазин только тогда, когда кодируемая этим символом цепочка совместима с цепочкой, которую буде представлять магазин после вталкивания.



- Магазинный символ  $\langle A \rangle_1$  оказался бы несовместимым, потому что после вталкивания магазин будет содержать
- 
- $\nabla(1(1\langle S \rangle_2 a_1 \langle A \rangle_1$
- 
- и цепочка  $\langle A \rangle$ , закодированная верхним символом магазина, не является суффиксом представляемой магазином цепочки
- $((\langle S \rangle a \langle A \rangle$
- 
- и не является конкатенацией  $\nabla$  и представляемой цепочки.