

Лекция 16

17 декабря

7.6. Распознавание методом “перенос-свёртка” (продолжение)

- Рассматриваемая грамматика:
-
- 1. $\langle S \rangle \rightarrow a \langle A \rangle b$
- 2. $\langle S \rangle \rightarrow c$
- 3. $\langle A \rangle \rightarrow b \langle S \rangle$
- 4. $\langle A \rangle \rightarrow \langle B \rangle b$
- 5. $\langle B \rangle \rightarrow a \langle A \rangle$
- 6. $\langle B \rangle \rightarrow c$

Грамматическое вхождение

- Введём понятие '*грамматическое вхождение*'.
- *Грамматическое вхождение* задаётся именем грамматического символа, номером правила и позицией в правой части правила, которую этот символ занимает.
- Например, символ $\langle A \rangle$ из правой части правила 1 обозначается $\langle A \rangle_{1,2}$, а тот же символ из правой части правила 5 – $\langle A \rangle_{5,2}$. Символ c из правила 6 определяется как $c_{6,1}$.
- Кроме того определяется *начальное вхождение*, задаваемое начальным символом грамматики. В нашем случае оно записывается как $\langle S \rangle_0$.
- Если некоторый символ грамматики входит в правую часть правила только один раз, то номер позиции можно опустить, например, $\langle A \rangle_1$, $\langle A \rangle_5$, c_6 .
- Грамматические вхождения используются для представления магазинных символов.

- Например, пусть мы начинаем обработку некоторой цепочки, начинающейся с терминала a .
- Магазин пуст, т.е. на верху магазина маркер дна ∇ , и мы выполняем операцию *Перенос*, т.е. вталкиваем a в магазин – это будет магазинный символ a_1 , а не a_5 , т.к. только заменой начального символа грамматики $\langle S \rangle$ по правилу 1 мы можем получить цепочку, начинающуюся с символа a .
- В предыдущем разделе использовалось отношение Под, чтобы определить какие магазинные могут соседствовать друг с другом.
- Здесь мы определим отношение ВПод, аналогичное Под, но для грамматических вхождений.
- Сначала введём множество *ВПерв* по аналогии с множеством *Перв*.

Множество ВПерв

- Если X_i – грамматическое вхождение символа X , а Y_j – грамматическое вхождение символа Y , то
- $X_i \in ВПерв(Y_j)$
- тогда и только тогда, когда
- а) X_i – это само Y_j , или
- б) X_i начинает промежуточную цепочку, выводимую из Y без применения ϵ -правил.
- Условие б) означает, что
- $Y \Rightarrow^* \langle L \rangle \beta \Rightarrow X \alpha \beta$
- для некоторых $\langle L \rangle$, α и β , таких, что X_i – самое левое вхождение в правой части правила
- $\langle L \rangle \rightarrow X \alpha$
- Определим теперь отношение ВПод.

- Если A – грамматическое вхождение или маркер дна, а Y_j – грамматическое вхождение, то
- $A \underline{ВПод} Y_j$
- тогда и только тогда, когда выполняется одно из следующих условий:
- а) существует грамматическое вхождение Z_i , непосредственно следующее за вхождением A в правой части некоторого правила и
- $Y_j \in ВПерв(Z_i)$
- б) A – это маркер дна, и $Y_j \in ВПерв(<S>_0)$, где $<S>_0$ – начальное
- вхождение.
- Построим таблицу отношения $\underline{ВПод}$ для нашей грамматики.

Отношение ВПод

[illegible]

- На основании отношения ВПод можно построить таблицу вталкиваний.
- Таблица вталкиваний определяет какой именно магазинный символ должен быть помещён над текущим верхним магазинным символом при вталкивании некоторого грамматического символа.

Таблица вталкиваний

	a	b	c	<S>	<A>	
∇	a_1		c_2	$<S>_0$		
$<S>_0$						
a_1	a_5	b_3	c_6		$<A>_1$	$_4$
$<A>_1$		b_1				
b_1						
c_2						
b_3	a_1		c_2	$<S>_3$		
$<S>_3$						
$_4$		b_4				
b_4						
a_5	a_5	b_3	c_6		$<A>_5$	$_4$
$<A>_5$						
c_6						

- Перейдём теперь к построению управляющей таблицы МП-автомата.
- Введём дополнительные ограничения.
- Будем считать, что каждая ячейка таблицы вталкиваний содержит не более одного магазинного символа.
- Процедура построения управляющей таблицы МП-автомата имеет следующий вид.

Построение управляющей таблицы

- 1. Вычислить отношение ВПод для данной грамматики.
- 2. Построить таблицу вталкиваний.
- 3. Управляющая таблица МП-автомата содержит строки, соответствующие магазинным символам, а столбцы – терминальным символам грамматики, дополненные столбцом для концевых маркера.
- 4. Строки управляющей таблицы заполняются следующим образом :
- 5. Строки таблицы, соответствующие самым правым грамматическим вхождениям правила ***p***, заполняются операцией *Свёртка(p)*.
- 6. Строка таблицы для начального вхождения $\langle S \rangle_0$ содержит операцию *Допустить* в столбце концевых маркера и операцию *Отвергнуть* в остальных столбцах.
- 7. Остальные строки содержат операцию *Перенос* во всех столбцах, кроме концевых маркера, и операцию *Отвергнуть* в столбце концевых маркера.

- Такие грамматики образуют подмножество класса грамматик, называемых ***LR(0)***-грамматиками.
- Для нашей грамматики управляющая таблица будет выглядеть следующим образом:

Управляющая таблица

	а	б	с	⊥
∇	Перенос	Перенос	Перенос	Отвергнуть
$\langle S \rangle_0$	Отвергнуть	Отвергнуть	Отвергнуть	Допустить
a_1	Перенос	Перенос	Перенос	Отвергнуть
$\langle A \rangle_1$	Перенос	Перенос	Перенос	Отвергнуть
b_1	Свёртка(1)	Свёртка(1)	Свёртка(1)	Свёртка(1)
c_2	Свёртка(2)	Свёртка(2)	Свёртка(2)	Свёртка(2)
b_3	Перенос	Перенос	Перенос	Отвергнуть
$\langle S \rangle_3$	Свёртка(3)	Свёртка(3)	Свёртка(3)	Свёртка(3)
$\langle B \rangle_4$	Перенос	Перенос	Перенос	Отвергнуть
b_4	Свёртка(4)	Свёртка(4)	Свёртка(4)	Свёртка(4)
a_5	Перенос	Перенос	Перенос	Отвергнуть
$\langle A \rangle_5$	Свёртка(5)	Свёртка(5)	Свёртка(5)	Свёртка(5)
c_6	Свёртка(6)	Свёртка(6)	Свёртка(6)	Свёртка(6)

Распознавание цепочки aabcbb

Содержимое магазина	Текущ. входн. цепочка	Операция
∇	a a b c b b \perp	Перенос
∇a_1	a b c b b \perp	Перенос
$\nabla a_1 a_5$	b c b b \perp	Перенос
$\nabla a_1 a_5 b_3$	c b b \perp	Перенос
$\nabla a_1 a_5 b_3 c_2$	b b \perp	Свёртка(2)
$\nabla a_1 a_5 b_3 \langle S \rangle_3$	b b \perp	Свёртка(3)
$\nabla a_1 a_5 \langle A \rangle_5$	b b \perp	Свёртка(5)
$\nabla a_1 \langle B \rangle_4$	b b \perp	Перенос
$\nabla a_1 \langle B \rangle_4 b_4$	b \perp	Свёртка(4)
$\nabla a_1 \langle A \rangle_1$	b \perp	Перенос
$\nabla a_1 \langle A \rangle_1 b_1$	\perp	Свёртка(1)
$\nabla \langle S \rangle_0$	\perp	Допустить