



ПРИМЕРЫ
ПОСТРОЕНИЯ МП-
АВТОМАТОВ

- Алгоритм восходящего разбора в МП-автомате. Пусть задана КС-грамматика G с правилами вывода $S \rightarrow aSb \mid c$.
- В этой грамматике $G = (V_T, V_N, P, S)$, где $V_N = \{S\}$ – множество нетерминальных символов, $V_T = \{a, b, c\}$ – множество терминальных символов, $P = \{S \rightarrow aSb \mid c\}$ – множество правил вывода, S – аксиома грамматики.

- Построим эквивалентный МП-автомат:
- $M = (K, \Sigma, \Gamma, \delta, p_0, F, B_0)$, где
- $K = \{p_0, f\}$ - множество состояний
- $\Sigma = V_T = \{a, b, c\}$ - алфавит,
- $\Gamma = V_T \cup V_N \cup \{B_0\} = \{a, b, c, S, B_0\}$ - алфавит магазинной памяти,
- p_0 - начальное состояние,
- $F = \{f\}$ - множество заключительных состояний,
- δ - функция переходов, которая включает команды трех видов:

◦ а) команды записи терминальных символов, прочитанных с входной ленты, в магазинную память:

◦ $p_0, a, \varepsilon \rightarrow p_0, a,$

◦ $p_0, b, \varepsilon \rightarrow p_0, b,$

◦ $p_0, c, \varepsilon \rightarrow p_0, c;$

◦ б) команды редукции в соответствии с правилами грамматики, если в верхушке магазинной памяти сформировалось зеркальное изображение правой части какого-либо правила вывода:

◦ $p_0, \varepsilon, aSb \rightarrow p_0, S,$

◦ $p_0, \varepsilon, c \rightarrow p_0, S;$

◦ в) команда завершения разбора:

◦ $p_0, \varepsilon, SB \rightarrow f, B_0.$

◦ Порядок восходящего грамматического разбора цепочки $x = aacsb\bar{b}b\bar{b}$ шаг за шагом показан в таблице

Состояние УУ	Маркер дна магазина	Магазинная память					Входная лента
p_0	B_0						a
p_0	B_0	a					a
p_0	B_0	a	a				a
p_0	B_0	a	a	a			c
p_0	B_0	a	a	a	c		
p_0	B_0	a	a	a	S		b
p_0	B_0	a	a	a	S	b	
p_0	B_0	a	a	S			b
p_0	B_0	a	a	S	b		
p_0	B_0	a	S				b
p_0	B_0	a	S	b			
p_0	B_0	S					
f	B_0						

- Алгоритм нисходящего разбора в МП-автомате. Алгоритм рассмотрим для той же грамматики, что и в предыдущем примере. Посмотрим эквивалентный МП-автомат:
- $M = (K, \Sigma, \Gamma, \delta, P_0, F, B_0)$, где
- $K = \{p_0, p_1, f\}$ - множество состояний,
- $\Sigma = V_T = \{a, b, c\}$ - алфавит
- $\Gamma = V_T \cup V_N \cup \{B_0\} = \{a, b, c, S, B_0\}$ – алфавит магазинной
- p_0 – начальное состояние,
- $F = \{f\}$ – множество заключительных состояний,
- δ - функция переходов, которая включает команды четырех видов:

◦ а) записи аксиомы в магазине:

◦ $p_0, \varepsilon, \varepsilon \rightarrow p_1, S;$

◦ б) замена нетерминальных символов
в вершшке магазина на правую часть
правил:

◦ $p_0, \varepsilon, S \rightarrow p_1, aSb,$

◦ $p_0, \varepsilon, S \rightarrow p_1, c;$

- в) сравнение терминального символа, считанного с входной ленты, с терминальным символом в верхушке магазина, и стирание символа в верхушке магазина, если эти символы одинаковы:

- $p_1, a, a \rightarrow p_1, \varepsilon$

- $p_1, b, b \rightarrow p_1, \varepsilon;$

- $p_1, c, c \rightarrow p_1, \varepsilon;$

- г) после чтения всех символов с входной ленты выполнение команды завершения разбора:

- $p_0, \varepsilon, B_0 \rightarrow f, B_0.$

- Порядок нисходящего грамматического разбора цепочки $x = aacbb$ представлено в таблице

Состояние УУ	Маркер дна магазина	Магазин				Входная лента
p_0	B_0					
p_1	B_0	S				
p_1	B_0	b	S	a		a
p_1	B_0	b	S			
p_1	B_0	b	b	S	a	a
p_1	B_0	b	b	S		
p_1	B_0	b	b	c		c
p_1	B_0	b	b			b
p_1	B_0	b				b
p_1	B_0					
F	B_0					

- В таблицах приведены детерминированные программы восходящего и нисходящего грамматического разбора для недетерминированного МП-автомат, которые формируются в ходе разбора с возвратом.
- Для любой стратегии разбора алгоритм грамматического разбора обеспечивает перебор всех возможных вариантов, и этот перебор реализуется рекурсивной процедурой. В ней определяется момент возврата в зависимости от стратегии разбора:

- При нисходящей стратегии разбора терминальный символ в вершущке магазинной памяти не совпадает с символом, прочитанным с входной ленты;
- При восходящей стратегии разбора прочитана вся входная цепочка, а в магазинной памяти не получена аксиома.

- Таким образом, если процедурой не установлен факт успешного разбора, то возврат осуществляется к тому шагу разбора, на котором была выбрана одна из множества возможных команд недетерминированного автомата. После возврата для нисходящей стратегии разбора выбирается другое правило вывода для данного нетерминального символа, а для восходящей стратегии другой нетерминальный символ, при выполнении операции редукции.

- Если цепочка $x \in L(G)$, то какой-либо вариант функционирования автомата выполнит правильный разбор. Если цепочка $x \notin L(G)$, то никакой вариант функционирования не приведет к цели. Если требуется выполнить разбор для произвольной КС-грамматики, то этот разбор отображается в виде детерминированной программной модели недетерминированного МП-автомата. При нисходящей стратегии разбора целесообразно предварительно записать вывод цепочки в грамматике и в соответствии с этим выводом выбирать на каждом шаге одно из возможных правил для нетерминального символа, полученного в верхушке магазина.