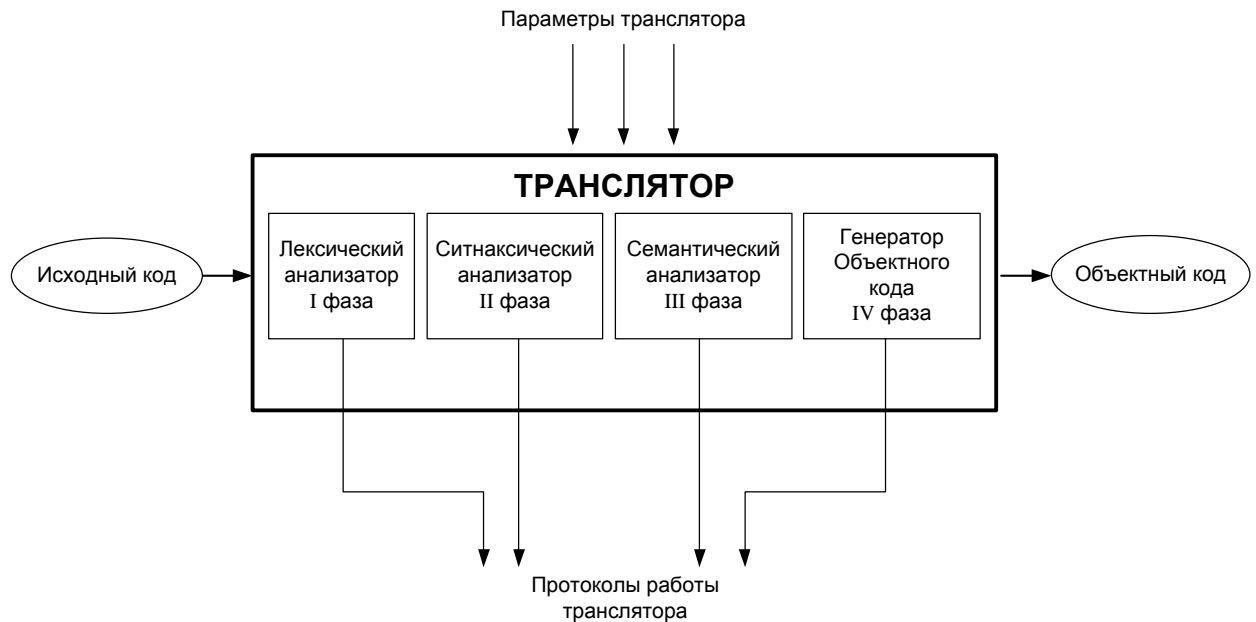


Синтаксический анализ

1. Синтаксический анализ: вторая фаза трансляции.



Синтаксический анализ выполняется после фазы лексического анализа и предназначен для распознавания синтаксических конструкций и формирования промежуточного кода.

2. Синтаксический анализ: основная фаза трансляции.

Без нее процесс трансляции не имеет смысла.

Все задачи лексического анализа могут быть решены в рамках синтаксического анализа. Т.е. можно создать транслятор без лексического анализатора. Лексический анализ необходим для освобождения алгоритма синтаксического разбора от рутинных алгоритмов.

Программа, выполняющая синтаксический анализ называется **синтаксическим анализатором**.

Вход синтаксического анализатора:

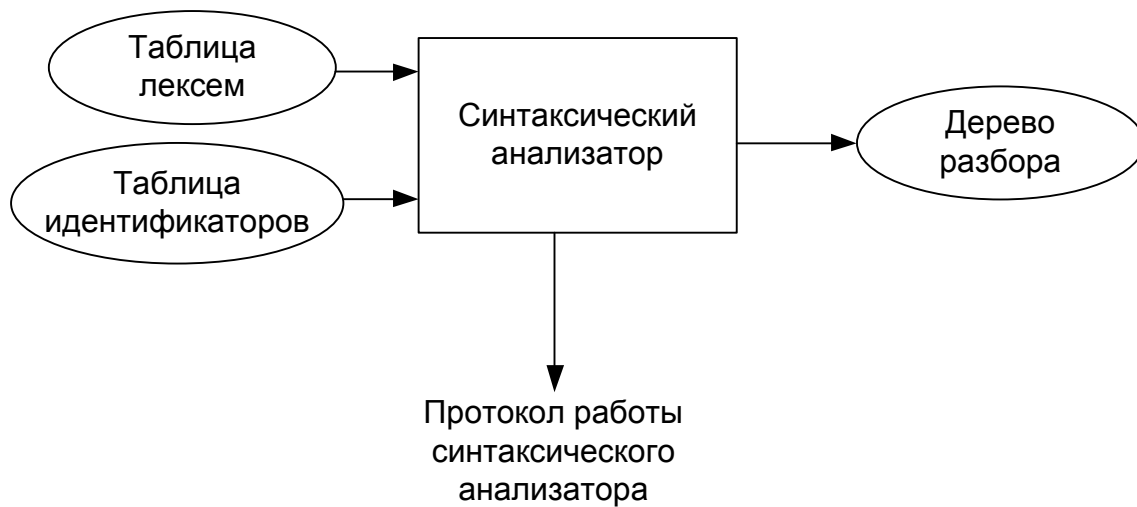
таблица лексем (ТЛ);

таблица идентификаторов (ТИ).

Выход синтаксического анализатора:

дерево разбора.

Входная и выходная информация синтаксического анализатора:



Нет четкой границы между лексическим и синтаксическим анализатором. Алгоритм разбора распределяется между лексическим и синтаксическим анализатором.

Конструкции языка, которые разбираются лексическим или синтаксическим анализатором, определяет разработчик транслятора.

3. Задачи, выполняемые синтаксическим анализатором.

- 1) поиск и выделение синтаксических конструкций в исходном тексте (разбор);
- 2) распознавание (проверка правильности) синтаксических конструкций;
- 3) выявление ошибок и продолжение процесса распознавания после обработки ошибок;
- 4) формирование дерева разбора в случае, если нет ошибок.

4. Исходный текст программы для синтаксического анализатора представляется в виде таблицы лексем.

5. Для описания языка, разбираемого синтаксическим анализатором, применяют грамматики **типа 2 иерархии Хомского – контекстно-свободные грамматики** (см. лекция 9).

6. Грамматики типа 2 иерархии Хомского (КС-грамматики):

$G_{II} = \langle T, N, P, S \rangle$ – контекстно-свободные грамматики.

Правила (продукции) грамматики P имеют вид:

$A \rightarrow \alpha$,

где $A \in N$, $\alpha \in V^*$, $V = N \cup T$ – словарь грамматики G_{II} .

S – стартовый символ грамматики.

8. Имеется три основных типа синтаксических анализаторов КС-грамматик:

- нисходящие;
- восходящие;
- универсальные.

9. Преобразование грамматики

Формально преобразование грамматики определяется следующим образом:

$$G_1 = \langle T_1, N_1, P_1, S \rangle \rightarrow G_2 = \langle T_2, N_2, P_2, S \rangle \Leftrightarrow L(G_2) = L(G_1)$$

Основные цели преобразований КС-грамматик: упрощение правил грамматики и облегчение создания распознавателя языка.

10. Грамматика G является *приведенной грамматикой*, если в грамматике нет:

- бесплодных символов;
- недостижимых символов;
- λ -правил;
- цепных правил.

ВНИМАНИЕ! Шаги преобразования грамматики должны выполняться строго в указанном порядке.

11. Приведение грамматики G – это отыскание эквивалентной приведенной грамматики G' .

Процесс приведения – упрощение грамматики.

12. Определение бесплодного символа.

Нетерминальный символ $A \in N$ в грамматике $G = \langle T, N, P, S \rangle$ называется

бесплодным, если множество $\{\alpha \mid \alpha \in T^*, A \Rightarrow^* \alpha\} = \emptyset$

т.е. в грамматике G из нетерминала A нельзя вывести хотя бы одну цепочку, состоящую из терминальных символов или пустого символа λ .

Другими словами, нетерминальный символ называется бесплодным, если из него нельзя вывести ни одной цепочки.

13. Алгоритм удаления бесплодных символов

Рекурсивно строим множества N_0, N_1, N_2, \dots

- 1) $N_0 = \emptyset$
- 2) $N_1 = \{A \mid (A \rightarrow \alpha) \in P \wedge \alpha \in (N_0 \cup T)^*\} \cup N_0$
- 3) если $N_1 \neq N_0$, то переход на шаг 4
иначе $G' = (T, N_1, P', S)$,
где P' – правила из P , содержащие только символы $V' = N_1 \cup T$
- 4) $N_2 = \{A \mid (A \rightarrow \alpha) \in P \wedge \alpha \in (N_1 \cup T)^*\} \cup N_1$
- 5) если $N_2 \neq N_1$, то переход на шаг 6
иначе $G' = (T, N_2, P', S)$, где P' – правила из P , содержащие только символы $V' = N_2 \cup T$
- 6) $N_3 = \{A \mid (A \rightarrow \alpha) \in P \wedge \alpha \in (N_2 \cup T)^*\} \cup N_2$
- 7) если $N_3 \neq N_2$, то переход на шаг 8
иначе $G' = (T, N_3, P', S)$, где P' – правила из P , содержащие только символы $V' = N_3 \cup T$
- 8) ...

14. В общем виде алгоритм удаления бесплодных символов можно записать следующим образом:

$$1) N_0 = \emptyset, i=0$$

$$2) i = i + 1, N_i = \{A \mid (A \rightarrow \alpha) \in P \wedge \alpha \in (N_{i-1} \cup T)^*\} \cup N_{i-1}$$

3) если $N_i \neq N_{i-1}$, то переход на шаг 2

$$\text{иначе } G' = (T, N_i, P', S),$$

где P' – правила из P , содержащие только символы $V' = N_i \cup T$

15. Определение недостижимого символа.

Символ $X \in (N \cup T)$ в грамматике $G = \langle T, N, P, S \rangle$ называется **недостижимым**, если он не встречается ни в одной сентенциальной форме грамматики.

Другими словами: недостижимым символом называется символ, который не может быть выведен из стартового символа грамматики S .

Очевидно, что недостижимый символ грамматике не нужен.

Напоминание из лекции 9:

если $S \Rightarrow^* \beta$ и $\beta \in (T \cup N)^*$,

то β называется **сентенциальной** формой грамматики $G = \langle T, N, P, S \rangle$.

16. Алгоритм удаления недостижимых символов

ВНИМАНИЕ! Перед удалением недостижимых символов, должны быть удалены бесплодные символы

Строим множества V_0, V_1, V_2, \dots :

Описание алгоритма. Строим множество достижимых символов.

Первоначально в это множество входит только стартовый (целевой) символ S грамматики, затем множество пополняем на основе правил грамматики.

Все символы, которые не войдут в это множество, являются недостижимыми и могут быть исключены в новой грамматике из словаря и из правил.

- 1) $V_0 = \{S_0\}, i=1$
- 2) $V_i = \{x | x \in (N \cup T) \text{ и } (A \rightarrow \alpha x \beta) \in P, A \in V_{i-1}\} \cup V_{i-1}$,
где $\alpha, \beta \in (N \cup T)^*$
- 3) если $V_i \neq V_{i-1}$, то $i=i+1$ и переход на шаг 2,
иначе $G' = (T', N', P', S)$,
где $N' = N \cap V_i, T' = T \cap V_i, P'$ — правила из P , содержащие только символы V_i .

17. Пример удаления бесплодных и недостижимых символов:

$G = \langle \{a, b, c, d\}, \{A, B, C, S\}, P, S \rangle$, где

$P = \{S \rightarrow aSa | \underline{bAd} | c, A \rightarrow \underline{cBd} | aAd, \underline{C} \rightarrow d\}$

Здесь **бесплодные** символы: A, B (нельзя вывести ни одной цепочки);

Недостижимые символы: C (не выводится из стартового символа).

$$N_i = \{A | (A \rightarrow \alpha) \in P \text{ и } \alpha \in (N_{i-1} \cup T)^*\} \cup N_{i-1}$$

- 1) $N_0 = \emptyset$
- 2) $N_1 = \{S, C\}$ // есть правило вывода из нетерминалов S, C терминальных символов
- 3) $N_1 \neq N_0$, переход на следующий шаг
- 4) $N_2 = \{S, C\}$
- 5) $N_2 = N_1, G' = (\{a, b, c, d\}, \{S, C\}, \{S \rightarrow aSa, S \rightarrow c, C \rightarrow d\}, S)$

$$G' = (\{a, b, c, d\}, \{S, C\}, \{S \rightarrow aSa, S \rightarrow c, C \rightarrow d\}, S)$$

$$V_i = \{x \mid x \in (N \cup T) \wedge (A \rightarrow \alpha x \beta) \in P, A \in V_{i-1}\} \cup V_{i-1}$$

- 1) $V_0 = \{S\}$
- 2) $V_1 = \{S, a, c\} \cup V_0$ // добавляем символы, которые можно вывести из S
- 3) $V_2 = \{S, a, c\}$
- 4) $G' = (\{a, c\}, \{S\}, \{S \rightarrow aSa, S \rightarrow c\}, S)$

Алгоритмы удаления бесплодных и недостижимых символов упрощают грамматики, сокращают количество символов алфавита и правил грамматики.

18. Определение. Правило вида $A \rightarrow B$, где $A, B \in N$ называется **цепным**.

Теорема: для грамматики G , содержащей цепные правила, всегда можно найти эквивалентную ей грамматику G' , не содержащую **цепных** правил.

Правила вида $A \rightarrow B, B \rightarrow C, C \rightarrow aX$

могут быть заменены одним правилом $A \rightarrow aX$,

т.к. вывод $A \Rightarrow B \Rightarrow C \Rightarrow aX$ цепочки aX в грамматике G может быть заменен выводом $A \Rightarrow aX$ с помощью правила $A \rightarrow aX$.

19. Алгоритм исключения цепных правил

P – множество правил грамматики G .

Разобьем множество P на два подмножества P_1 и P_2 по следующему принципу: P_1 содержит правила вида $A_i \rightarrow B_i$, и P_2 – все остальные.

На множестве P_1 построим множество правил $P(A_i)$,

для которых $B_i \rightarrow \alpha$ и $\alpha \in (N \cup T)^*$ это правила из P_2 .

Замещаем цепные правила $A_i \rightarrow B_i$ в $P(A_i)$ на правила $A_i \rightarrow \alpha$.

Тогда правила грамматики $P' = P(A_1) \cup P(A_2) \cup \dots \cup P_2$ являются правилами грамматики G' , не содержащие цепных правил.

20. Пример. Исключение *цепных* правил:

$$G = \langle \{+, *, (,), a\}, \{E, T, F\}, P, E \rangle$$

$$\text{где } P = \{E \rightarrow E + T \mid T, \quad T \rightarrow T * F \mid F, \quad F \rightarrow (E) \mid a\}$$

Необходимо исключить правила $E \rightarrow T, \quad T \rightarrow F$.

Пусть следующие нетерминалы определяют понятия

E – выражения, состоящие из слагаемых, разделенных знаками $+$,

T – выражения, состоящие из сомножителей, разделенных знаками $*$,

F – выражения, которые могут быть выражением, либо терминалом a .

$$P_1 = \{E \rightarrow T, \quad T \rightarrow F\}$$

$$P_2 = \{E \rightarrow E + T, \quad T \rightarrow \underline{T * F}, \quad F \rightarrow \underline{(E) \mid a}\}$$

// строим множества, заменяя цепные правила $E \rightarrow T, \quad T \rightarrow F$:

$$P_1(E) \Rightarrow P_1(E) = \{E \rightarrow T + T, \quad \underline{E \rightarrow T * F}, \quad \underline{E \rightarrow (E) \mid a}\}$$

$$P_1(T) \Rightarrow P_1(T) = \{\underline{T \rightarrow (E) \mid a}\}$$

$$P' = P_1(E) \cup P_1(T) \cup P_2:$$

$$P' = \{E \rightarrow T * F \mid (E) \mid a \mid T + T, \quad T \rightarrow T * F \mid (E) \mid a, \quad F \rightarrow (E) \mid a\}$$

21. Определение. Правило вида $A \rightarrow \lambda$ называется λ -правилом или *аннулирующим* правилом.

Теорема: для грамматики G , содержащей λ -правила, всегда можно найти эквивалентную грамматику G' не содержащую λ -правил.

22. Алгоритм исключения λ -правил.

Выполнить все возможные подстановки пустой цепочки вместо аннулирующего нетерминала во всех правилах грамматики.

23. Пример.

$$G = \langle \{a, b\}, \{I, A, B, C\}, P, I \rangle,$$

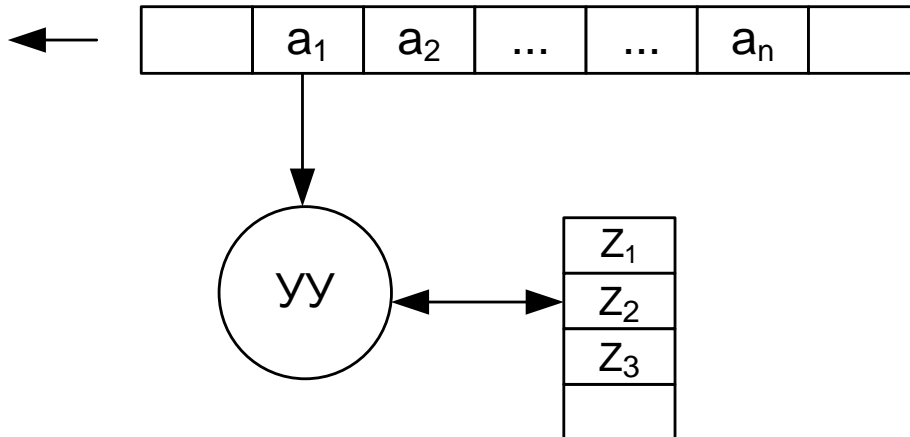
где $P = \{I \rightarrow ABC, A \rightarrow BB|\lambda, B \rightarrow CC|a, C \rightarrow AA|b\}$,

Заменим аннулирующий нетерминал A пустой цепочкой λ в тех правилах грамматики, где он встречается в правой части, остальные правила оставим без изменения.

$$I \rightarrow ABC|BC, C \rightarrow AA|A|b$$

$$P' = \{I \rightarrow ABC|BC, A \rightarrow BB, B \rightarrow CC|a, C \rightarrow AA|A|b\}$$

24. Автоматы с магазинной памятью (МП-автоматы) – распознаватели контекстно-свободных языков, которые можно представить в виде следующей схемы:



25. Формальное описание МП-автомата:

$$M = \langle Q, V, Z, \delta, q_0, z_0, F \rangle$$

Q – множество состояний управляющего устройства;

V – алфавит входных символов;

Z – специальный алфавит магазинных символов;

δ – функция переходов автомата $Q \times (V \cup \{\lambda\}) \times Z \rightarrow P(Q \times Z^*)$,

где $P(Q \times Z^*)$ – множество подмножеств $Q \times Z^*$;

$q_0 \in Q$ – начальное состояние автомата;

$z_0 \in Z$ – начальное состояние магазина (маркер дна);

$F \subseteq Q$ – множество конечных состояний.

Функция переходов δ отображает тройки (q, a, z) в пары, где $q' \in Q^*$, γ – символ в вершине магазина (q', γ) .

Для детерминированного автомата функция переходов однозначна, т.е. тройка отображается в пару.

Для недетерминированного автомата тройка отображается во множество таких пар.

Функция переходов δ описывает состояние магазинного автомата, при чтении символа с входной ленты и перемещении головки.

26. Конфигурация МП-автомата

Конфигурация автомата (текущее состояние) описывается тройкой: (q, α, ω) , где

q – текущее состояние автомата;

α – остаток цепочки. Первый символ этой цепочки просматривается входной головкой автомата. Если $\alpha = \{\lambda\}$, то входной символ прочитан;

ω – цепочка-содержимое магазина (стека). Если $\omega = \{\lambda\}$, то магазин пустой.

27. Один такт работы автомата:

$(q, a\alpha, z\omega) \succ (q', \alpha, \gamma\omega)$ (читается как «переходит в конфигурацию»),

если $(q', \gamma) \in \delta(q, a, z)$.

При выполнении такта из магазина (стека) удаляется верхний символ, соответствующий условию перехода, и добавляется цепочка, соответствующая правилу перехода.

Первый символ цепочки становится вершиной стека.

Допускаются переходы, при которых входной символ игнорируется. Эти переходы (такты) называются λ -переходами.

28. Начальным состоянием МП-автомата называется состояние (q_0, α, z_0) ,

где q_0 – начальное состояние автомата, α – входная цепочка, z_0 – маркер дна магазина.

29. Определение. Цепочка α является **допустимой** (распознается) автоматом, если из начальной конфигурации за конечное число тактов работы автомат перейдет в заключительное состояние:

$M = \langle Q, V, Z, \delta, q_0, z_0, F \rangle$, если $(q_0, \alpha, z_0) \succ^* (q', \lambda, \lambda)$ и $q' \in F$.

30. Работа автомата $M = \langle Q, V, Z, \delta, q_0, z_0, F \rangle$

- 1) состояние автомата $(q, a\alpha, z\beta)$
- 2) читает символ a , находящийся под головкой (сдвигает ленту);
- 3) не читает ничего (т.е. читает λ , не сдвигает ленту);
- 4) из δ определяет новое состояние q' , если $(q', \gamma) \in \delta(q, a, z)$ или $(q', \gamma) \in \delta(q, \lambda, z)$.
- 5) читает верхний (в стеке) символ z и записывает цепочку γ т.к. $(q', \gamma) \in \delta(q, a, z)$, при этом, если $\gamma = \lambda$, то верхний символ магазина просто удаляется.
- 6) работа автомата заканчивается (q, λ, λ)

31. На каждом шаге автомата возможны три случая:

- 1) функция $\delta(q, a, z)$ определена – осуществляется переход в новое состояние;
- 2) функция $\delta(q, a, z)$ не определена, но определена $\delta(q, \lambda, z)$ – осуществляется переход в новое состояние (лента не продвигается);
- 3) функции $\delta(q, a, z)$ и $\delta(q, \lambda, z)$ не определены – дальнейшая работа автомата не возможна (цепочка не разобрана).

32. Язык $L(M) = \{\alpha \mid (q_0, \alpha, z_0) \succ^* (q', \lambda, \lambda), q' \in F\}$ – язык, допускаемый автоматом M .

Пример:

$$M = \langle \{q_0, q_1, q_2\}, \{a, b\}, \{z_0, a\}, \delta, q_0, z_0, \{q_0\} \rangle$$

$\delta(q_0, a, z_0) = (q_1, z_0 a)$ (1) // из нач. сост. q_0 автомат сдвигает ленту и
состояние, символ, стек новое сост., стек переходит в q_1 при этом символ a записывается в стек

$\delta(q_1, a, a) = (q_1, aa)$ (2) // в q_1 видит символ a и в вершине стека символ a , сдвигает ленту, переходит в q_1 , помещает символ a в стек

$\delta(q_1, b, a) = (q_2, \lambda)$ (3) // в сост. q_1 видит символ b , а в стеке a , сдвигает ленту, удаляет символ с вершины стека и переходит в q_2

$\delta(q_2, b, a) = (q_2, \lambda)$ (4) // в сост. q_2 автомат, обозревая символ b , а в вершине стека символ a , сдвигает ленту, удаляет из стека a переходит в q_2

$\delta(q_2, \lambda, z_0) = (q_0, \lambda)$ (5) // в q_2 видит символ λ (цепочка пуста) и в стеке символ дна стека z_0 переходит в заключительное состояние q_0

Этот автомат является детерминированным.

Работу автомата в виде последовательности конфигураций:

$(q_0, aabb, z_0)$	// начальная конф. МП-автомата (сост. q_0 , цепочка $aabb$, в стеке z_0)
$(q_1, abb, z_0 a)$	// по (1)
$(q_1, bb, z_0 aa)$	// по (2)
$(q_2, b, z_0 a)$	// по (3)
(q_2, λ, z_0)	// по (4)
(q_0, λ, λ)	// по (5)

Цепочка разобрана

Работу автомата можно представить в виде последовательности конфигураций:

$$\delta(q_0, a, z_0) = (q_1, z_0 a)$$

$$\delta(q_1, a, a) = (q_1, aa)$$

$$\delta(q_1, b, a) = (q_2, \lambda)$$

$$\delta(q_2, b, a) = (q_2, \lambda)$$

$$\delta(q_2, \lambda, z_0) = (q_0, \lambda)$$

Шаг	Состояние	Входная цепочка	Магазин	Функция перехода
1	q_0	$aabb$	z_0	1
2	q_1	abb	az_0	2
3	q_1	bb	$aa z_0$	3
4	q_2	b	az_0	4
5	q_2	λ	z_0	5
6	q_0	λ	λ	

Пример:

$$M = \langle \{q_0, q_1, q_2\}, \{a, b\}, \{z_0, a\}, \delta, q_0, z_0, \{q_2\} \rangle$$

Правила:

$$\delta(q_0, a, z_0) = (q_0, z_0 a) \quad (1)$$

$$\delta(q_0, b, z_0) = (q_0, z_0 b) \quad (2)$$

$$\delta(q_0, a, a) = \{(q_0, aa), (q_1, \lambda)\} \quad (3)$$

$$\delta(q_0, b, a) = (q_0, ab) \quad (4)$$

$$\delta(q_0, a, b) = (q_0, ba) \quad (5)$$

$$\delta(q_0, b, b) = \{(q_0, bb), (q_1, \lambda)\} \quad (6.1 \text{ и } 6.2)$$

$$\delta(q_1, a, a) = (q_1, \lambda) \quad (7)$$

$$\delta(q_1, b, b) = (q_1, \lambda) \quad (8)$$

$$\delta(q_1, \lambda, z_0) = (q_2, \lambda) \quad (9)$$

$$(q_0, abba, z_0)$$

$$(q_0, bba, z_0 a)$$

$$(q_0, ba, z_0 ab) \quad // \text{ первое правило 6.1 (из двух альтернатив)}$$

$$(q_0, a, z_0 abb) \quad // \text{ по 5}$$

$$(q_0, \lambda, z_0 abba) \quad // \text{ лента пустая, в стеке есть символы (не } z_0)$$

Цепочка не разобрана, т.к. входная цепочка прочитана и переход для конфигурации $(q_0, \lambda, z_0 abba)$ не определен.

$(q_0, abba, z_0)$

(q_0, bba, z_0a)

(q_0, ba, z_0ab) // по 6.2

(q_1, a, z_0a) // по 7

(q_1, λ, z_0)

(q_2, λ, λ)

Цепочка разобрана