**Лекция №5**

Что бы определить является ли x предложением языка G[S] транслятор должен:
1) $S \Rightarrow \alpha_1 \Rightarrow \alpha_2 \Rightarrow \ldots \Rightarrow \alpha_n \Rightarrow x$
2) $(\alpha_1, \beta_1) \Rightarrow (\alpha_2, \beta_2) => \ldots \Rightarrow (\alpha_n, \beta_n)$

   $\beta_r \Rightarrow \beta_{r+1}$

   $\alpha_r \Rightarrow \alpha_{r+1}$

*Интерпретирующие автоматы*

Это устройство, состояния которого однозначно определяется алфавитом входных сигналов и последовательностью их подачи на вход автомата. В общем случае используется термин-синоним *абстрактный автомат*.

*Абстрактный автомат* (abstract) – это математическая модель интерпретирующего автомата, работа которого определена тремя множествами: входных сигналов, состояний и выходных состояний и двумя функциями: перехода и выхода.

*Конечный автомат* (final-state) – это интерпретирующий автомат, у которого переход из одного состояния в другое возможен за конечное число шагов.

*Магазинный автомат* (push-down) – предполагает определение множества внутренних состояний, как содержимое стековой памяти.

Причины использования магазинных автоматов:
1. Компактный алгоритм
2. Возможность решать задачи лексического и синтаксического анализа
3. Развитый математический аппарат в лице теорем и алгоритмов, которые позволяют приспособить его к решению практических задач

Конечным автоматом считают $A = \{Q, \Sigma, \delta, q_0, F\}$

Q – множество состояний автомата

Σ – алфавит входных сигналов

δ – функция перехода $\delta \subset Q \otimes \Sigma$

$q_0$ – начальное состояние

F – множество конечных состояний (выходных сигналов)

Гипотезы конечного автомата:
1. Исходным состоянием КА является начальное состояние $q_0$.
2. Цепочка, составленная из литер алфавита*,* по одной букве поступает на вход КА. Возврат к начальным литерам цепочки не возможен.
3. Литера $S_j$ допускается КА, находящимся в состоянии $q_i$, если $(q_i, S_j) \neq \{\}$ – иными словами, образ функции переходов не пуст, определён переход из текущего состояния КА в следующее.
4. Если литера входной цепочки не допускается, то цепочка отвергается, признаётся не принадлежащей входному языку КА, сам автомат остаётся в текущем состоянии.
5. Цепочка литер допускается КА, если после поступления её последнего символа автомат оказывается в одном из заключительных состояний $q_rF$. В противном случае цепочка отвергается.

*Конечные автоматы и грамматики*

Регулярное множество T(A) – множество всех цепочек, допускаемых КА.

$T(A) = \{x \in \Sigma^+ \mid \delta^{\sim}(q_0, x) \cap F\}; \delta^{\sim}(q_0, x) = \cup_r \delta(q_r, a_r); a_r \in x$

Теорема

Если существует КА $A = \{Q, \Sigma, \delta, q_0, F\}$, такая, что язык L{G[S]} образуемый формальной грамматикой G[S] совпадает с регулярным множеством КА T(A).

$G[S] = \{V_N, V_T, P, S\}, L\{G[S]\} \equiv T(A)$

Существуют два вида грамматик:

1. Право-линейная $S \rightarrow Ua$
2. Лево-линейная $S \rightarrow aU$

Каждому состоянию КА соответствует нетерминальный символ грамматики и наоборот.

Для право-линейной грамматики нулевому (начальному) состоянию не ставится в соответствие никакой нетерминал, а аксиома грамматики отождествляются с заключительным состоянием.

Для лево-линейной грамматики начальному состоянию соответствует аксиома грамматики, а заключительному состоянию не ставится в соответствие нетерминальных символов.

Право-линейная

1. Продукция вида $T \rightarrow t$, где $t \in V_T$, $T \in V_N$ соответствует дуга на графе КА, направленная из начального состояния в состояние T и помеченная литерой t
2. Продукция вида $T \rightarrow Ue$, где $T,U \in V_N$, $e \in V_T$ отображается на графе КА направления из узла U к узлу T

Лево-линейная

1. Продукция вида $T \rightarrow t$, где $t \in V_T$, $T \in V_N$ соответствует дуга на графе КА, направленная от угла T к заключительному состоянию
2. Продукция вида $T \rightarrow eU$, где $T,U \in V_N$, $e \in V_T$ соответствует дуга от узла T к узлу U и помеченная символом e

Примеры будут тут)

Из одного и того же состояния по одному и тому же символу можно попасть в разные состояния. Недетерминированный конечный автомат не подлежит реализации.

Теорема

Если существует недетерминированный КА A, то существует и детерминированный конечный автомат A\` такой, что $T(A) \equiv T(A`)$

Алгоритм определения недостижимых:

1. Создаётся назальное множество достижимых состояний
2. Когда пополнение множества закончено и все его элементы проанализированы на возможность перехода в какое-либо другое состояние, не принадлежащее множеству алгоритм завершает свою работу. Состояния КА, которые не попали в множество являются недостижимыми и удаляются из списка состояний конечного автомата вместе с соответствующими образами функции перехода