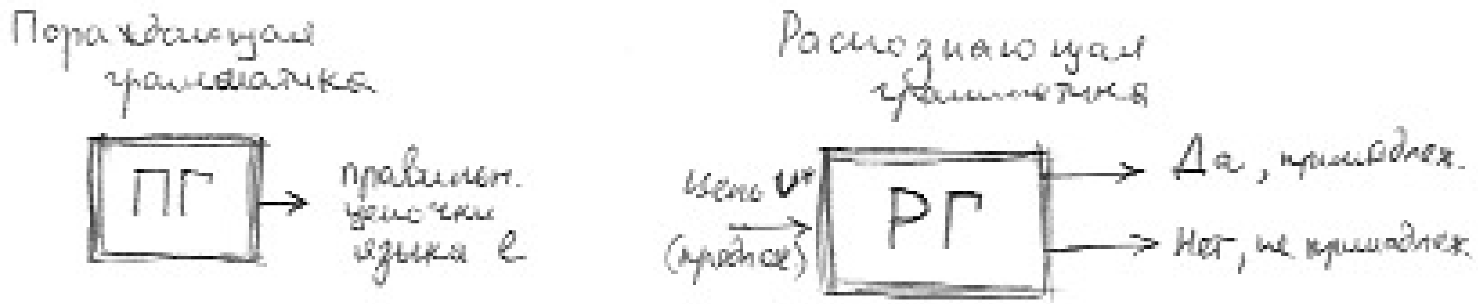
Можно задать язык, а можно распознать эл-ты языка.

∀ конечный механизм задания языка – грамматика.

∃ два типа грамматики.



Под порождающей грамматикой языка L понимается конечный набор правил позвол. строить все правильные предложения языка L и ни одного неправильного.

Распознающая грамматика задаёт критерии ~~надежности~~ $\in$ к данному язык. Это алг. ~~принимающ.~~ на вход символ за символом ~~правильную~~ произвольную цепочку над словарем V, и дающий на выходе один из двух возможн. ответов: Да/Нет.

⇒ Такой алг. должен разделить все возможн. входн. цепочки на 2 класса: $\in$ и $\notin$ языку L.

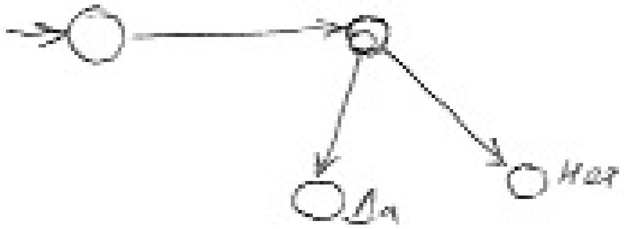
Роль распознающей грамматики может выполн. конечный автомат без выхода.

Если связать с нек. сост. автомата метку Да, а с ост. метку Нет, то всё мн-во вх. цепочек автомата / на два класса:

1 → приводит в Да

2 → приводит в Нет.

Конечный автомат распознаватель явл. пятерка объектов:



$A = \langle S, X, s_0, \delta, F \rangle$

S — конечное, не пустое мн-во состояний

X — — " — входных символов

s_0 — эл-т. S; нач. состояние, $s_0 \in S$

δ — функция : $S \times X = S$

F — подмн-во мн-ва S, $F \in S$ — мн-во заключит. / финальных состояний.

$\delta^* : S \times X^* \to S$

Кон. авт. распознаватель A допускает вх. цепочку $\alpha \in X^*$, если α переводит его из начального в один из заключит. состояний, то есть, если

$\delta^*(s_0, \alpha) \in F$

Мн-во всех цепочек, допускаем. авт. A образует язык L_A, язык допускаемый A.

$L_A = \{\alpha \in X^* \mid \delta^*(s_0, \alpha) \in F^*\}$

Язык для кот. ∃ конечн. автомат распознающий его, то язык: автоматный.

Графич. вершины соответ. заключит. сост. изображаются кружком, выдел. жирн/двойной линией, а при написании, они помечаются каким-то символом „+"

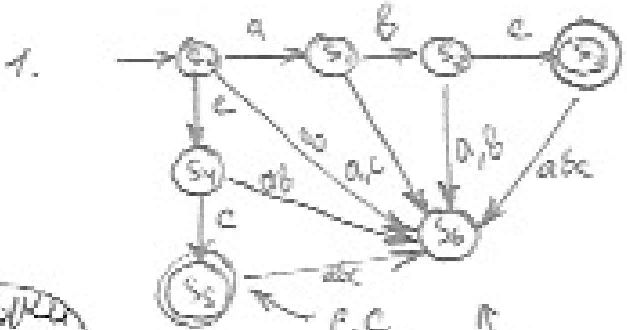
\# S^+

Для представления авт. распознавания исп. как таблица, так и граф перехода

\# $L_1 = \{a, в, c\}$

авс

1\.



сс

неправильный путь

См. языки из прошл. лекции.

(1) Полностью опр. граф переходов автомата, распознающего L_1

Вх. цепочки авс и сс переводит автомат из начального в одно из заключит. состояний S_3 или S_5. Так как любой конечный язык может быть задан конечным автоматом, то все конечные языки - автоматы.

\#

— не полностью опр граф переходов этого же распозн. авт.

Если переход под возд. символа A не опр. в сост. S, то это по умолч. означает, что $\exists$ незаключительное (плохое) сост., в кот. авт. переходит из S при подаче A, причем он не выходит из этого сост. под воздейств. всех вход. символов, то есть символ a в сост. S запрещен.

(2) $\forall$ авт. с пустым мн-вом закл. сост. допускает L_2

(3) авт. в ед. сост. кот. явл. заключ, имеющий при перехода из этого сост. в него же, помеченные символами из V_3 допускает L_3

(4) L_4 не явл. автоматным, т.к. автомат должен подсчитывать число символов a в цепочке, чтобы число символов c было ему равно, но конечный авт. имеея конечную память, авт. не может распознать все цепочки.

(5) Противоположно L_4, L_5 можно реализовать, т.к. не надо запоминать n - кол-во вхожд. a.

(6) Аналогично L_4, L_6 не автоматный язык.