

Можно задать язык, а можно распознать ли-то-и языка.

✓ конечный механизм задания языка-грамматика.

Е два типа грамматик.

Порождающая грамматика



правильн.
цепочки
языка ϵ

Распознающая грамматика

цепь v^*
(предлож.)



Да, принадлеж.

Нет, не принадлеж.

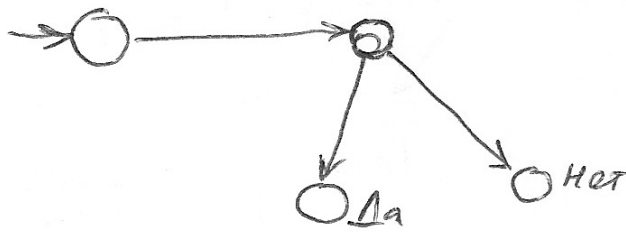
Под порождающей грамматикой языка ϵ понимается конечный набор правил позвол. строить все правильные предложения языка ϵ и ни одного неправильного

Распознающая грамматика задает критерии надежности ϵ к данному язык. Это алг. принцип. на вход символ за символом ~~произвольную~~ произвольную цепочку над словарем V , и дающий на выходе один из двух возможных ответов: Да/Нет.
⇒ Такой алг. должен разделить все возможные входн. цепочки на 2 класса: ϵ и \notin языку ϵ .

Роль распознающей грамматики может выполнят конечный автомат без выхода.

Если состояние ϵ нек. сост. автомата метку да, а ϵ ост. метку нет, то все ли-во вх. цепочек автомата / на два класса:
1 → приводит в да
2 → приводит в Нет.

Конечный автомат распознаватель явл.
 итерка 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: $S \times X \rightarrow S$

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

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

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

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

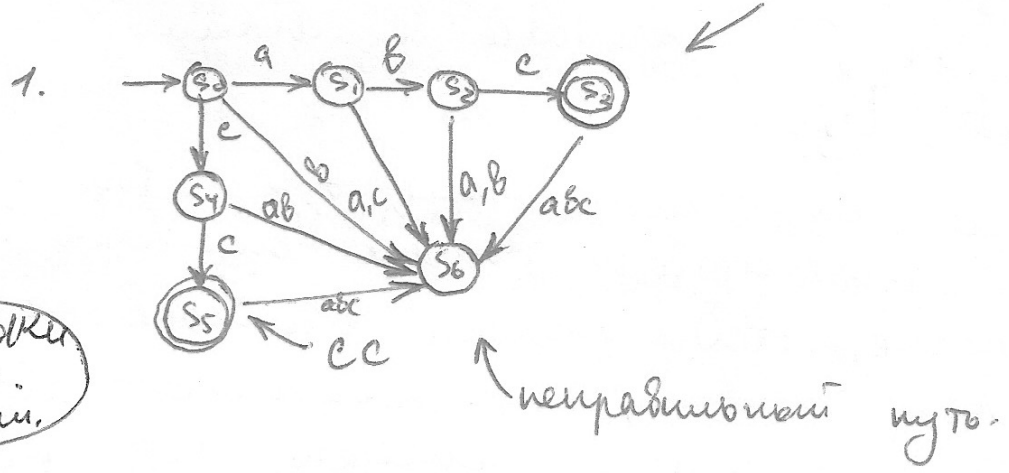
Мн-во всех цепочек, допускает авт. A образует
 язык L_A , язык допускаемый A .

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

Язык это кот. \exists конечн. автомат распознающий его, то язык: автоматный.

График. Вершины соответ. заключит. сост. изображаемые кружком, входен. жила / двойной линией, а при написании, они помечаются каким-то символом, +
S^+

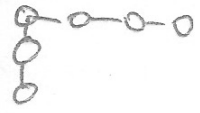
Для представление авт. распознавателя исп., как таблица, так и граф перехода.
$L_1 = \{a, b, c\}$



См. языки из урока лекции.

1) Полностью опр. граф переходов автомата, распознающего L_1

Вх. цепочки $a b c$ и $c c$ переводит автомат 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 автом. Это же распозн. авт.

Если переход под возд. сигнала A не
опр. в соет. S , то это по умолчанию
означает, что \bar{A} не зафиксированное (много)
соет., в кот. авт. переходят из S при
подаче A , причем они не выходят из
этого соет. под воздействием всех вход.
сигналов, то есть сигнал A в соет.
 S заперен.

- ② \forall авт. с пустым мн-вом закл. соет.
допускает L_2
- ③ авт. в ед. соет. кот. едн. зафикс.,
имеющий три перехода из этого соет.
в него же, назначенные символами из V_3
допускает L_3
- ④ L_4 не едн. автомат, т.к. автомата
должен подготавливать число символов a
в цепочке, чтобы число символов a
было ему равно, но конечный авт.
имея конечную память, авт. не
может распознать все цепочки.
- ⑤ Противоположительно L_4 , L_5 можно реализовать,
т.к. не надо запоминать n -пол-во
вход. a .
- ⑥ Аналогично L_4 , L_6 не автоматный
язык.