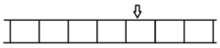
2. Тезис Тьюринга – интуитивное содержание понятие алгоритма совпадает с выразительными возможностями машины Тьюринга.

Билеты 1, 7, 19

Этот тезис невозможно доказать и опровергнуть.

Машина Тьюринга:

1. Модель памяти – бесконечная в обе стороны лента, разбитая на ячейки (регистры) (в каждой ячейке буква алфавита A или пустое слово $\{\#\}$). В любой момент функционирования машины на ленте записано конечное множество символов из алфавита.

2. Модель процессора (абстрактное вычислительное устройство) – головка:
    a. Чтение из текущей ячейки
    b. Запись в текущую ячейку
    c. Движение головки влево/вправо на 1 ячейку
3. Модель программы-орграф
   Обозначения:
    - A – алфавит входной/выходной информации
    - $\# \notin A$ – символ пустой ячейки, предполагается, что в любой момент выполнения функционирования программы на ленте имеется только конечное число непустых элементов из A
    - $r \notin A, l \notin A$ – символы команд движения головки

вершинам соответствуют команды головки:

- Движение головки на 1 ячейку
- Печать $x \in A \cup \{\#\}$ в текущую ячейку

∃1 вершина-стартовая, характериз. идущей в нее стрелкой «из неоткуда», и финишная вершина (возможно несколько), характериз. идущей из нее стрелкой «в никуда».

Дуги: Все внутренние дуги разбиты на 2 типа:

- Дуга с меткой $x \in A$
- Пустая дуга – соответствует безусловным переходам между состояниями

Переход между состояниями является детерминированным т.е. запрещены одинаковые дуги из одной вершины, помеченные одинаково.

Машина Тюринга $= \langle A, Q, q_0, Q', \varphi, \psi \rangle$, где A – рабочий алфавит, Q – множество состояний МТ, $q_0 \in Q$ – начальное состояние, $Q' \subseteq Q$ – мн-во финишных состояний, $\varphi: A \cup \{\#\} \to \{r, l, x\}$ –функция команд головке, $\psi: A \cup \{\#\} Q \to Q$ –функция переходов между состояниями системы (может быть частичной функцией)

Методика Флойда для док-ва частичной корректности Тьюринговых пр-м

Доказать корректность пр-мы, означает доказать следующее: если входные данные удовлетворяют требуемому условию, то пр-ма за конечное число шагов закончит свою работу и выходные данные будут удовлетворять требуемому условию. Данное требование делят на 2:

- Удовлетворение выходных данных требуемым условиям
- Св-во завершения за конечное время
  Проблема остановки: проверка данного св-ва – задача алгоритмически неразрешимая, т.е. невозможно написать такую ТП T', которая по произвольной паре (T, x) остановится ли T на x или нет.

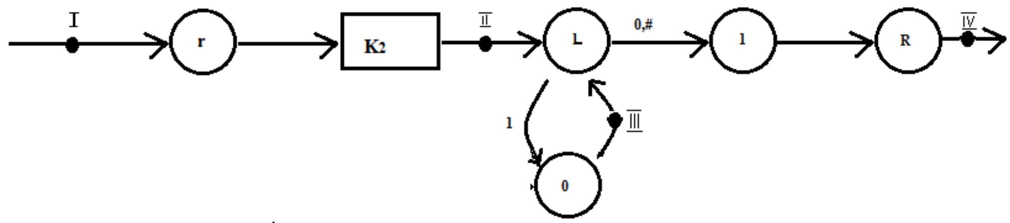
Поэтому доказывают частичную корректность:

Пр-ма частична корректна, если заранее известно, что на входных данных, удовлетворяемых. требуемому условию пр-ма останавливается, причем, выходные данные тоже удовлетворяют требуемому условию.

Методика Флойда:

1. На дугах пр-мы поставить контрольные точки (далее: $(\cdot)$). Обязательно $(\cdot)$ ставятся на:
    a. Входной дуге
    b. На каждой из выходных
    c. На ∀ ориентированном цикле графа стоит хотя бы одна $(\cdot)$.
2. Формулируется индуктивное утверждение:
   Индуктивное утверждение – состояние ленты, которое она примет на момент достижения именно этой $(\cdot)$.
3. Рассмотрим все пары (i, j) $(\cdot)$, таких что из $(\cdot)$ i есть ориентированный путь в $(\cdot)$ j, причем он не проходит через другие $(\cdot)$.
4. По индукции доказывается утверждение вида:
   Если на момент достижения $(\cdot)$ содержимое ленты соответствует выдвинутой гипотезе, то на момент достижения конца пути между $(\cdot)$ содерж также соотв. выдвинутому предположению

Пример: (программа: добавление 1 к числу)



P_1 − вход

$P_2 - \#\alpha_1 \dots \alpha_k\#\#\alpha_1 \dots \alpha_k\#$

$P_{3_i} - \#\alpha_1 \dots \alpha_k\#\#\alpha_1 \dots \alpha_{k-i}0^i \quad 0^i = 0000 \dots 0000$ (k штук)

P_4 − выход

Возможные варианты переходов:

I→II

II→ III_1

II→IV (k=0)

$\mathrm{III}_k \to \mathrm{IV}$

$\mathrm{III}_i \to \mathrm{III}_{i+1}$

Рассмотрим последний случай подробнее:

$P_{III_i} = \#\alpha_1 \dots \alpha_k\#\#\alpha_1 \dots \alpha_{k-i-1}1\overset{\downarrow}{0}0^{i-1}\# \to P_{III_{i+1}} = \#\alpha_1 \dots \alpha_k\#\#\alpha_1 \dots \alpha_{k-i-1}\overset{\downarrow}{0}0^i\#$

Доказана частичная корректность данного алгоритма