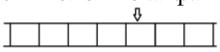
2.
Тезис Тьюринга – интуитивное содержание понятие алгоритма совпадает с выразительными возможностями машины Тьюринга.

Машина Тьюринга:

1. Модель памяти – бесконечная в обе стороны лента, разбитая на ячейки (регистры) (в каждой ячейке буква алфавита А или пустое слово {#}). В ∀ момент функционир. машины на ленте записано конечное мн-во символов из алфавита.

2. Модель процессора (абстр. выч. устр-ва)
   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, предполаг, что в ∀ момент выполнения пр-мы на ленте имеется конечное число #
   - $r \notin A, l \notin A -$ символы команд движения головки

вершины 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 (возм. насколько), 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 явл. детерминированным т.е запрещены одинаковые дуги из одной вершины, помеченные одинаково
Итог:
$\text{МТ} =< A, Q, q_0, Q', \varphi, \psi >$, *где*
А-рабочий алфавит,
Q- мн-во сост. МТ,
$q_0 \in Q -$*нач. сост,*
$Q' \subseteq Q -$*мн-во финишных сост.*
φ: $A \cup \{\#\} \to \{r, l, x\} -$*фун-я команд головке.*
ψ: $A \cup \{\#\} x Q \to Q -$*фун. переходов между сост. системы*

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

Доказать корректность пр-мы, означ. 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 алг. 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, удолетв. требуемому условию пр-ма останавливается, причем, выход. Данные тоже удовлетворяют требуемому условию.

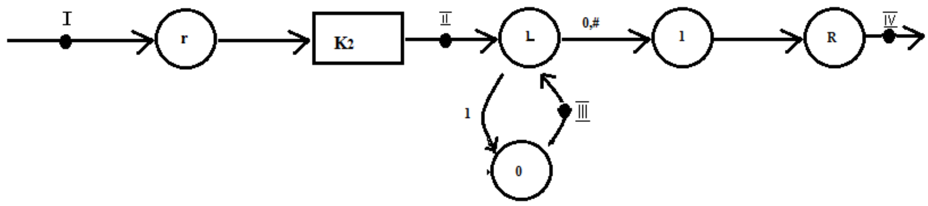
Методика Флойда:

1. На дугах пр-мы поставить контрольные точки(далее: (·)). Обязательно (·) ставятся на:

a. Входной дуге
b. На каждой из выходных
c. На ∀ ориентированном цикле графа стоит хотя бы одна (·).

2. Формулируется индуктивное утверждение:
Индуктивное утверждение – состояние ленты, кот. она примет на момент достижения именно этой (·).
3. Рассм. все пары (i,j) (·), таких что из (·) i есть ор.путь в (·) j, причем он не проходит через другие (·).
4. По индукции доказывается утверждение вида:
Если на момент достижения (·) содержимое ленты соотв. выдвинутой гипотезе, то на момент достижения конца пути между (·) содерж. также соотв. выдвинутому предположению

Пример: (пр-ма: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:

$P_{III_i} = \#\alpha_1 \dots \alpha_k \#\#\alpha_1 \dots \alpha_{k-i-1} 100^{i-1}\# \to P_{III_{i+1}} = \#\alpha_1 \dots \alpha_k \#\#\alpha_1 \dots \alpha_{k-i-1} 00^i \#$

Доказана частичная корректность данного алгоритма