**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 или пустое слово ). В любой момент функционирования машины на ленте записано конечное множество символов из алфавита.



1. Модель процессора (абстрактное вычислительное устройство) – головка:
   1. Чтение из текущей ячейки
   2. Запись в текущую ячейку
   3. Движение головки влево/вправо на 1 ячейку
2. Модель программы-орграф

Обозначения:

* – алфавит входной/выходной информации
* – символ пустой ячейки, предполагается, что в любой момент выполнения функционирования программы на ленте имеется только конечное число непустых элементов из
* – символы команд движения головки

вершинам соответствуют команды головки:

* Движение головки на 1 ячейку
* Печать 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
* Пустая дуга – соответствует безусловным переходам между состояниями

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

, где – рабочий алфавит, – множество состояний МТ, – начальное состояние, – мн-во финишных состояний, функция команд головке,  
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 , которая по произвольной паре остановится ли на 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:

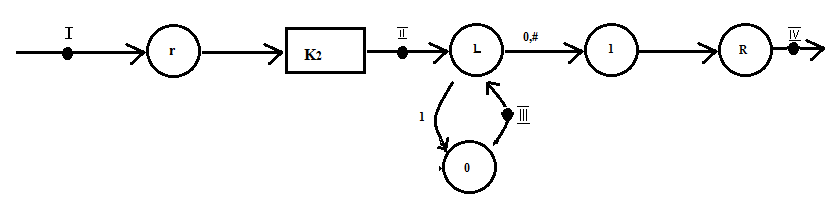
1. На дугах пр-мы поставить контрольные точки (далее: (**·**)). Обязательно (**·**) ставятся на:
   1. Входной дуге
   2. На каждой из выходных
   3. На ориентированном цикле графа стоит хотя бы одна (**·**).
2. Формулируется индуктивное утверждение:

Индуктивное утверждение – состояние ленты, которое она примет на момент достижения именно этой (**·**).

1. Рассмотрим все пары (**·**), таких что из (**·**) есть ориентированный путь в (**·**) , причем он не проходит через другие (**·**).
2. По индукции доказывается утверждение вида:

Если на момент достижения (**·**) содержимое ленты соответствует выдвинутой гипотезе, то на момент достижения конца пути между (**·**) содерж также соотв. выдвинутому предположению

Пример: (программа: добавление 1 к числу)



Возможные варианты переходов:

III

II

IIIV (k=0)

Рассмотрим последний случай подробнее:

Доказана частичная корректность данного алгоритма