

ИСДП

- + Обеспечивает минимальное среднее время поиска.
- Перестройка дерева после случайного включения вершины – довольно сложная операция.

СДП

- + Процедура построения достаточно проста.
- Среднее время поиска на 39% больше, чем у

ИСДП

(в худшем случае может выродиться в список).

АВЛ-деревья

Возможное промежуточное решение - ввести менее строгий критерий сбалансированности.

Определение предложено в 1962 году
Г.М. Адельсон-Вельским и Е.М. Ландисом.

Они предложили балансировать дерево по *высоте*, а не по размеру.

Определение. Дерево поиска называется **АВЛ-деревом**, если для каждой его вершины высоты левого и правого поддеревьев отличается не больше, чем на единицу.

Замечание:

1) ИСДП является также и АВЛ-деревом

верно

2) АВЛ-дерево является также и ИСДП

не верно

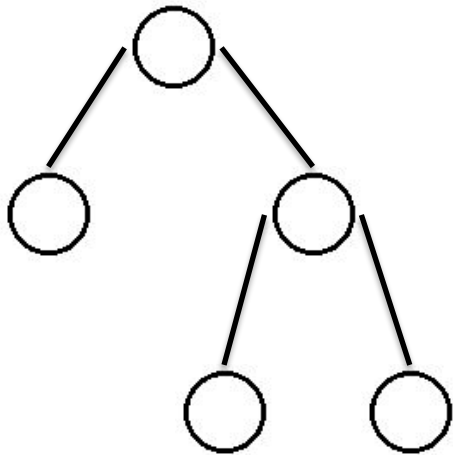
Преимущества:

1) Определение сбалансированности простое;

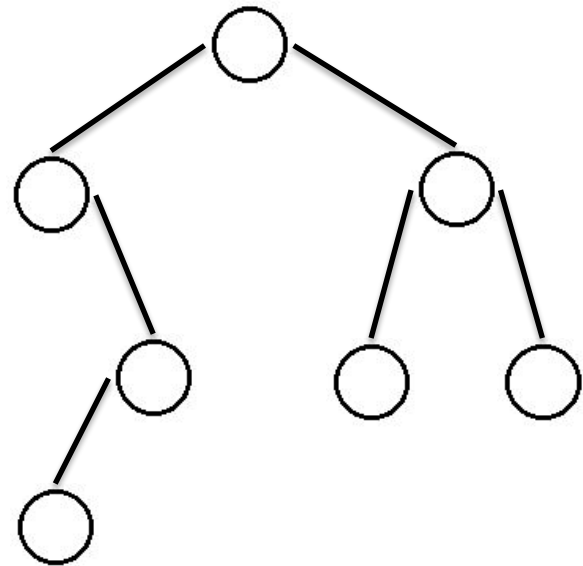
2) Приводит к простой процедуре перестройки дерева;

3) Среднее время поиска близко к ИСДП.

Какое дерево является AVL-деревом?



AVL-дерево



не AVL-дерево

«Плохие» AVL-деревья

Адельсон-Вельский и Ландис доказали **теорему** которая, гарантирует, что

AVL-дерево никогда не будет по высоте превышать ИСДП больше, чем на 45% независимо от количества вершин:

$$\log(n+1) \leq h_{\text{AVL}}(n) < 1,44 \log(n+2) - 0,328$$

Лучший случай ИСДП

Плохие AVL-деревья

Определение.

«*Плохим*» будем называть AVL-дерево, которое имеет наименьшее число вершин при фиксированной высоте.

Какова структура «плохого» AVL-дерева?

Построение: возьмем фиксированную высоту h и построим AVL-дерево с минимальным количеством вершин.

Обозначим такое дерево через T_h

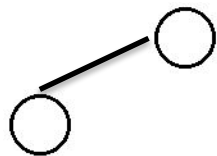
Тогда T_0 – пустое дерево, T_1 – дерево с одной вершиной и т.д.

$h=1$



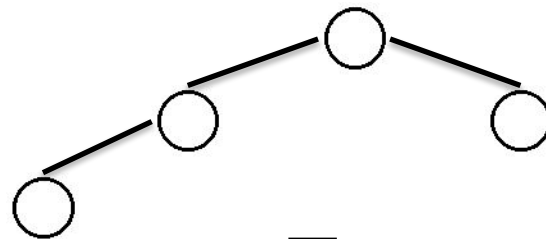
T_1

$h=2$



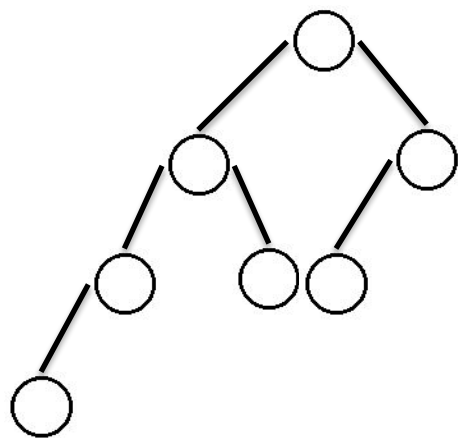
T_2

$h=3$



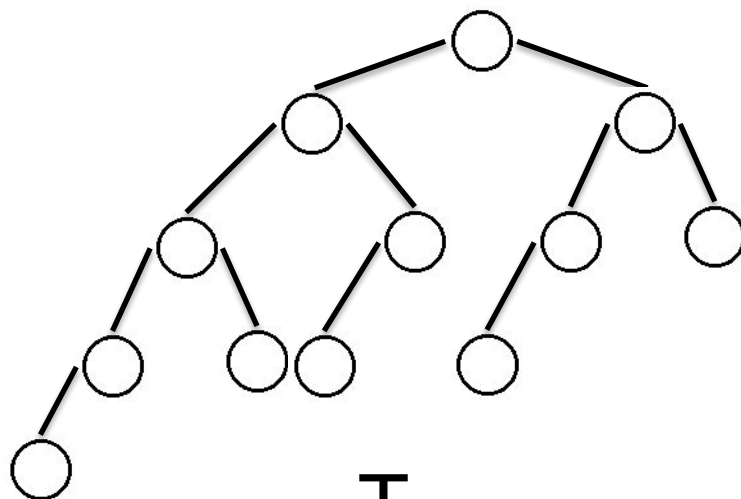
T_3

$h=4$



T_4

$h=5$



T_5

Заметим, что

$$T_3 = T_2 + T_1 + 1; \quad T_4 = T_2 + T_3 + 1; \quad T_5 = T_3 + T_4 + 1.$$

Для построения T_h для $h > 1$ берем корень и два поддерева с минимальным количеством вершин - высотой T_{h-1} и T_{h-2}

$$T_h = \langle T_{h-1}, x, T_{h-2} \rangle$$

Алгоритм построения «плохих» AVL-деревьев напоминает построение чисел Фибоначчи, поэтому иногда их называют **деревья Фибоначчи**.

Построение AVL-дерева

Рассмотрим, что может произойти при включении в сбалансированное по высоте дерево новой вершины.

Пусть добавляется вершина в левое поддереву.

Возможны три случая:

1) Если $h_L < h_R$, то $h_L = h_R$

2) Если $h_L = h_R$, то $h_L > h_R$

3) Если $h_L > h_R$, то $h_L > h_R$ - нарушение баланса и
дерево необходимо

перестроить.

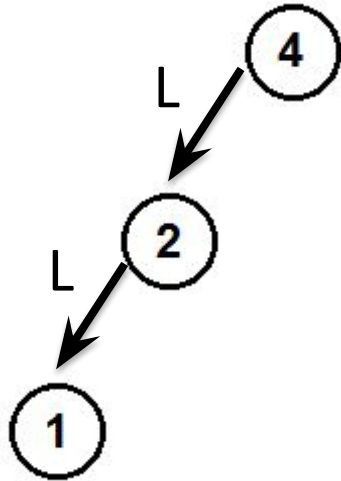
Построение AVL-дерева

Пусть добавляется вершина в правое поддереву.

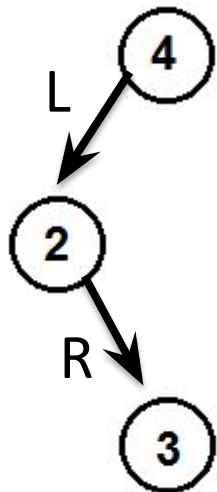
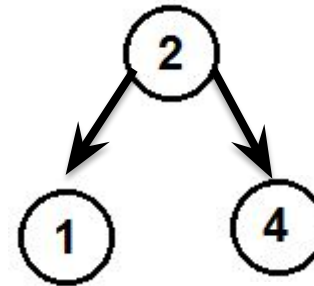
Возможны три случая:

- 1) Если $h_L > h_R$, то $h_L = h_R$
- 2) Если $h_L = h_R$, то $h_L < h_R$
- 3) Если $h_L < h_R$, то $h_L < h_R$ - нарушение баланса и дерево необходимо перестроить.

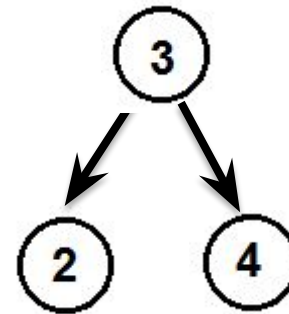
Рассмотрим перестроение AVL-дерева на простых примерах

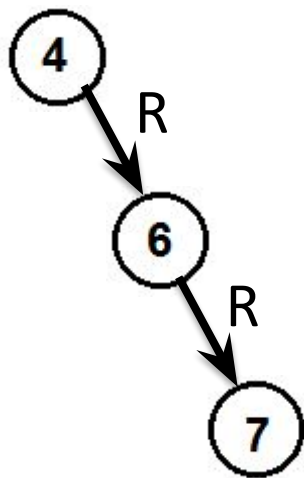


LL - поворот

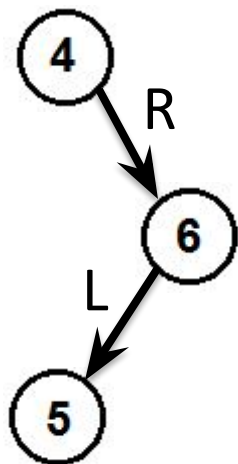
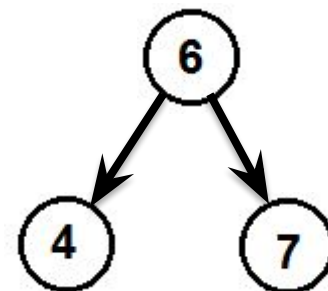


LR - поворот

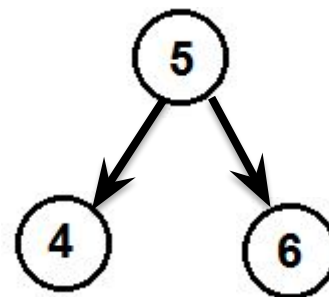




RR - поворот



RL - поворот



Идея алгоритма построения AVL-дерева

Вначале ***добавим новую вершину*** в дерево так же ***как в случайное***, т.е. проходим по пути поиска до нужного места включения в качестве листовой вершины.

Двигаясь назад по пути поиска будем искать вершину, в которой нарушился баланс, т.е. высота левого и правого поддеревьев стала отличаться больше, чем на единицу.

Если такая вершина найдена, то ***изменим структуру дерева*** для восстановления

Задачи при перестроении AVL-деревя

- 1) Как осуществить движение назад по пути поиска?
- 2) Как определить нарушение баланса?
- 3) Как восстанавливать баланс?

Решение:

а) Использовать рекурсию, которая позволит хранить адреса всех пройденных вершин по пути поиска и автоматически в них возвращаться на обратном пути рекурсии.

б) введем в каждую вершину дополнительный показатель баланса Balance:

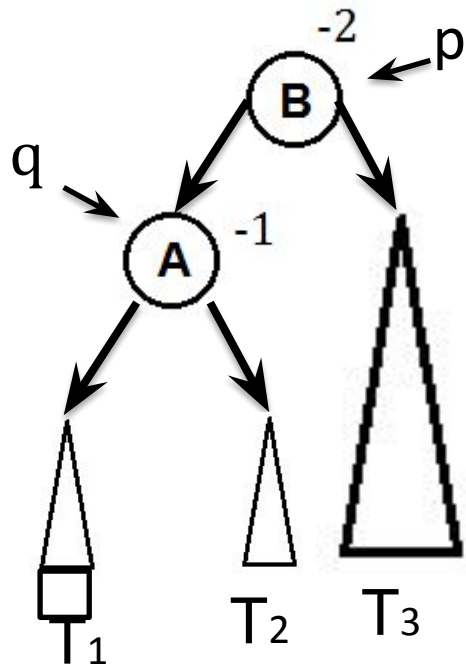
$$\left\{ \begin{array}{ll} -1 & h_L > h_R \\ 0 & h_L = h_R \\ 1 & h_L < h_R \end{array} \right.$$

При включении новой вершины её баланс равен нулю. При движении назад по пути поиска *показатель баланса для всех вершин пересчитывается*, причем не нужно просматривать все поддеревья, только путь поиска.

Нарушение баланса возможно только в одной вершине и один поворот полностью восстанавливает структуру AVL-дерева.

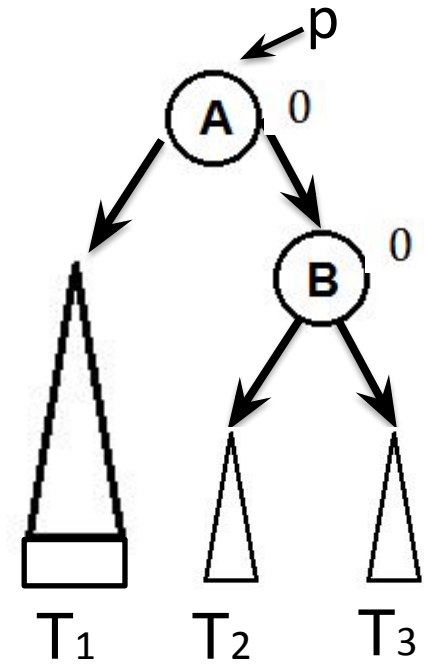
Балансировка выполняется с помощью поворотов дерева: *LL, LR, RL, RR*.

LL – поворот //RR – поворот симметричен



LL-поворот

$q = p \rightarrow \text{Left}$
 $p \rightarrow \text{Bal} = 0$
 $q \rightarrow \text{Bal} = 0$
 $p \rightarrow \text{Left} = q \rightarrow \text{Right}$
 $q \rightarrow \text{Right} = p$
 $p = q$



LR – поворот //RL – поворот симметричен

LR-поворот

q = p-->Left

r = q-->Right

IF (r-->Bal < 0)

p-->Bal = 1

ELSE p-->Bal = 0

FI

IF (r-->Bal > 0)

q-->Bal = -1

ELSE q-->Bal = 0

FI

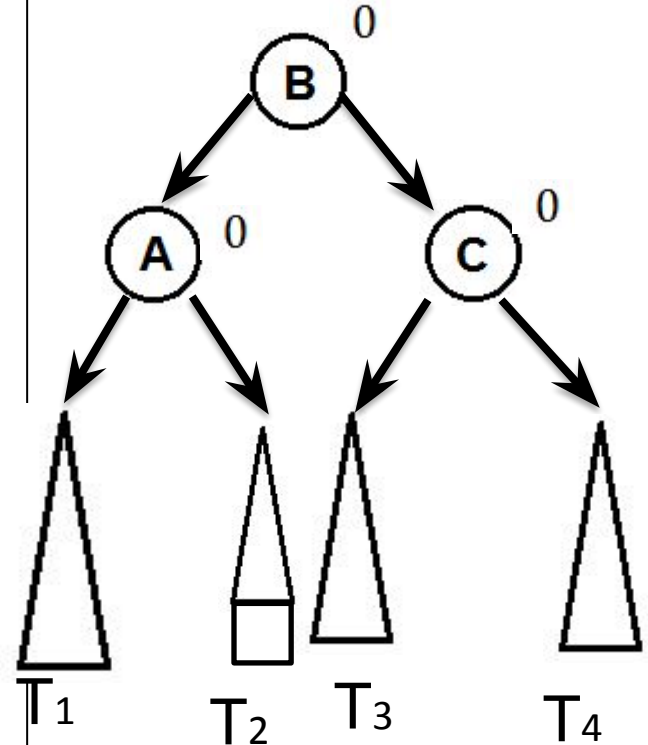
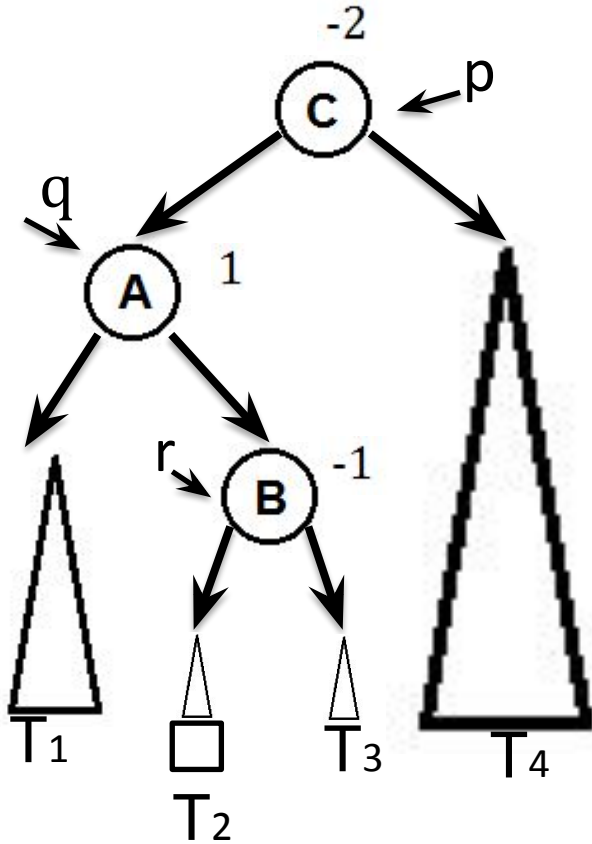
q-->Right = r-->Left

p-->Left = r-->Right

r-->Left = q;

r-->Right = p;

p = r;



Введем логическую переменную Rost которая будет показывать, что дерево увеличилось (Rost =да)

Добавить АВЛ (D - данные, vertex*&p)

IF (p = NULL) память (p);

 p-->Data = D; p-->Left = NULL;

 p-->Right = NULL; p-->Bal = 0; Rost = да;

ELSE IF (p-->Data > D) **Добавить АВЛ** (D, p-->Left)

 IF (Rost = да)

 IF (p-->Bal > 0) p-->Bal = 0; Rost = нет

 ELSE IF (p-->Bal = 0) p-->Bal = 1

 ELSE IF (p-->Left-->Bal < 0) <LL-поворот>

Rost=нет

ELSE <LR-поворот> Rost=нет

FI

FI

FI

FI

ELSE IF (p-->Data < D) **Добавить AVL** (D, p-->Right)

IF (Rost = да)

IF (p-->Bal < 0) p-->Bal = 0; Rost = нет

ELSE IF (p-->Bal = 0) p-->Bal = 1; Rost = да

ELSE IF (p-->Right-->Bal > 0) **<RR-поворот>** Rost = нет

ELSE **<RL-поворот>** Rost =

нет

FI

FI

FI

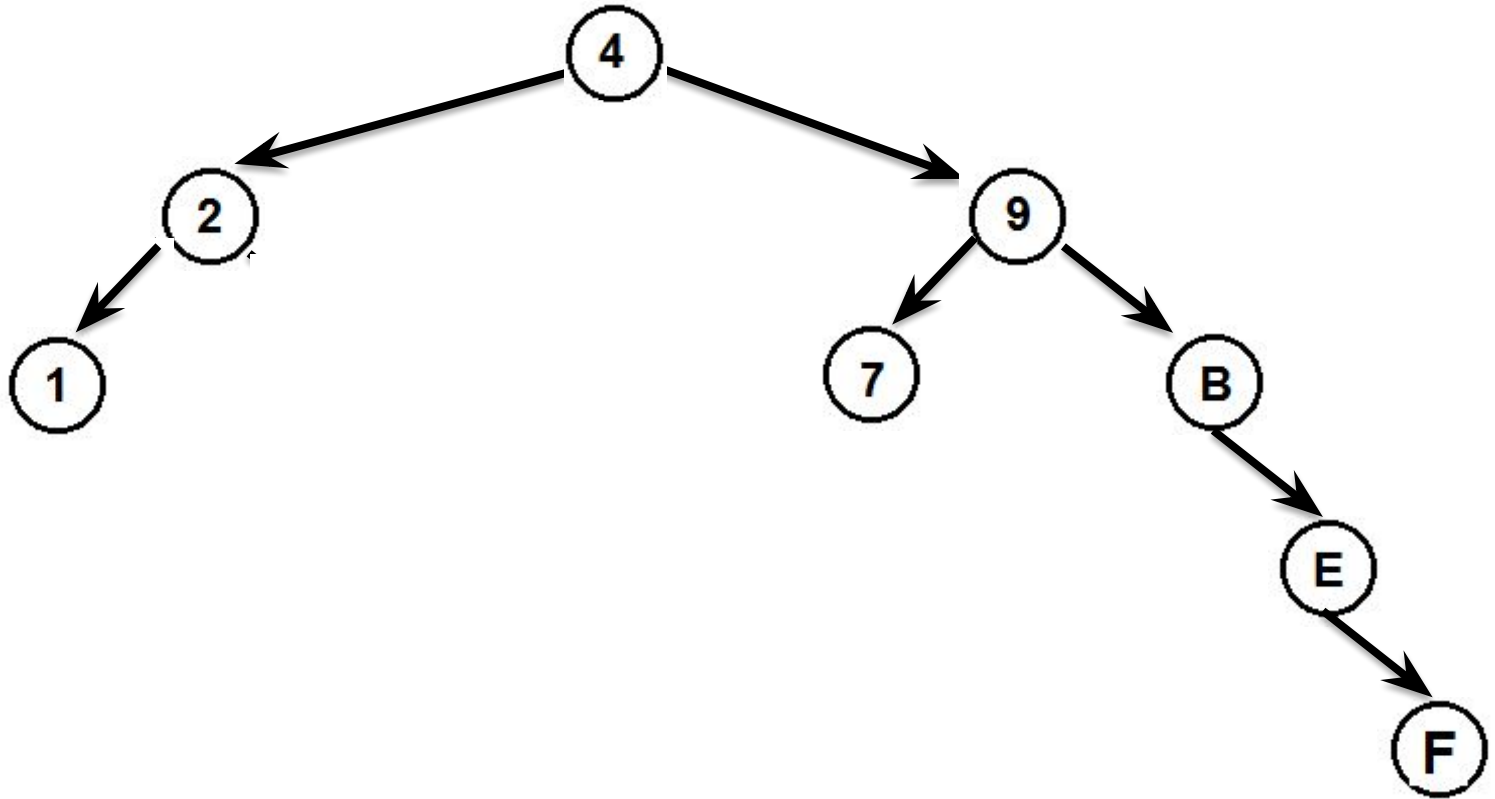
FI

ELSE **< Вершина есть в дереве >**

FI

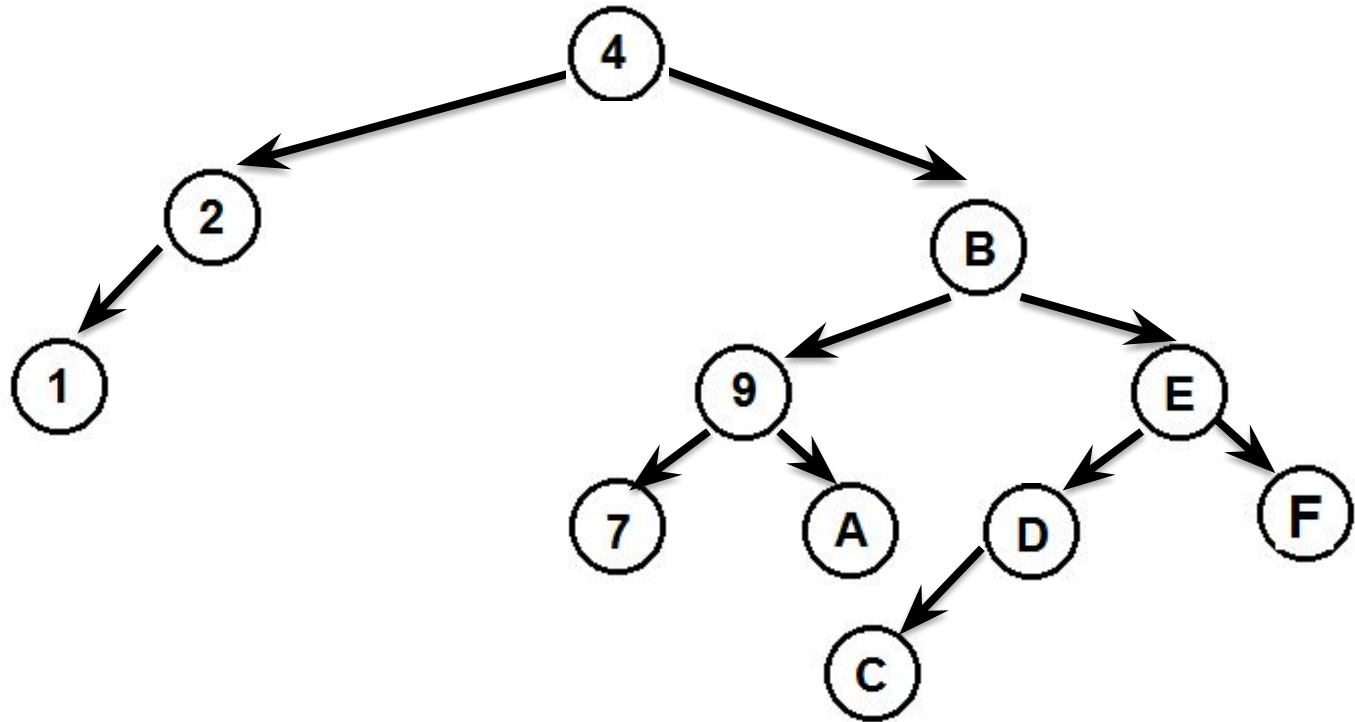
FI

B 9 2 4 1 7 E F A D C 3 5 8 6



RR

B 9 2 4 1 7 E F A D C 3 5 8 6



RR

B 9 2 4 1 7 E F A D C 3 5 8 6

