

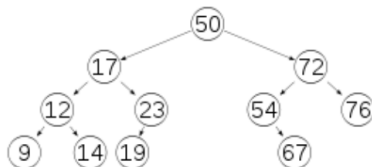
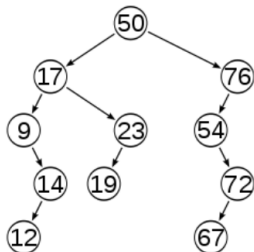
Самобалансирующие деревья

Юрий Литвинов
y.litvinov@spbu.ru

01.11.2023

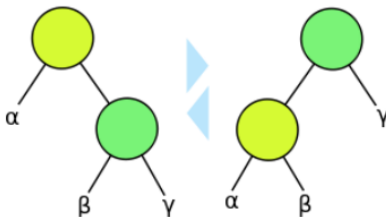
Проблема

- ▶ Если в обычное двоичное дерево поиска вставлять элементы в возрастающем (или убывающем) порядке, оно вырождается в список
- ▶ $n \leq 2^{h+1} - 1$, поэтому $h \geq \log_2(n + 1) - 1 \geq \text{floor}(\log_2(n))$



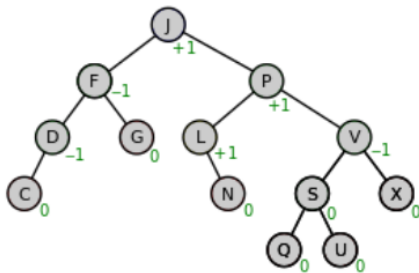
Балансировка

- ▶ Перестраиваем дерево каждый раз после вставки и удаления, чтобы сохранить высоту дерева возможно меньшей
- ▶ Основная операция — поворот
 - ▶ Сохраняет свойства двоичного дерева поиска
 - ▶ Возможно, уменьшает его общую высоту
- ▶ Конкретных алгоритмов балансировки очень много



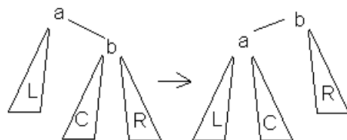
АВЛ-дерево

- ▶ 1962г., Г.М. Адельсон-Вельский и Е.М. Ландис
- ▶ В каждой вершине хранится разность высот левого и правого поддерева
- ▶ Вставка и удаление гарантируют, что разность высот будет не больше 1
- ▶ Теоретически лучшая балансировка из популярных деревьев, но относительно большой оверхэд

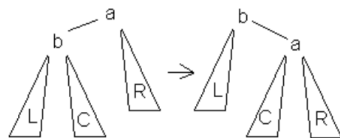


Балансировка

Малое левое вращение



Малое правое вращение

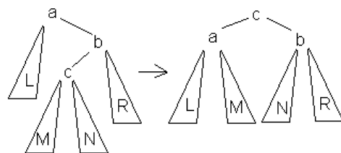


Проводится в случае, если высота $b > \text{высота } L + 1$, и высота $C \leq \text{высоте } R$

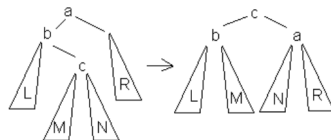
- ▶ При повороте важно не забыть обновить значения баланса
- ▶ И не запутаться в указателях

Балансировка

Большое левое вращение

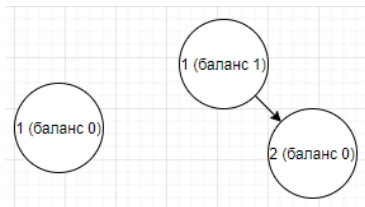


Большое правое вращение



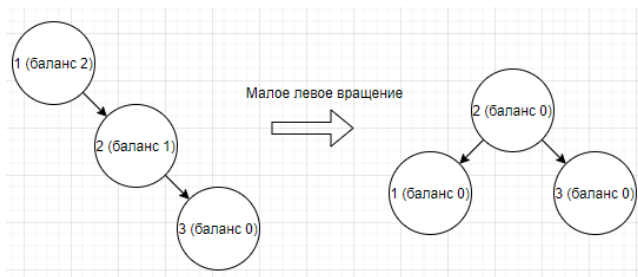
Пример

Вставка 1 и 2



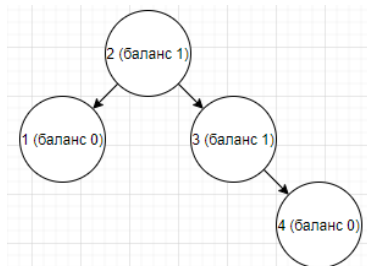
Пример

Вставка 3



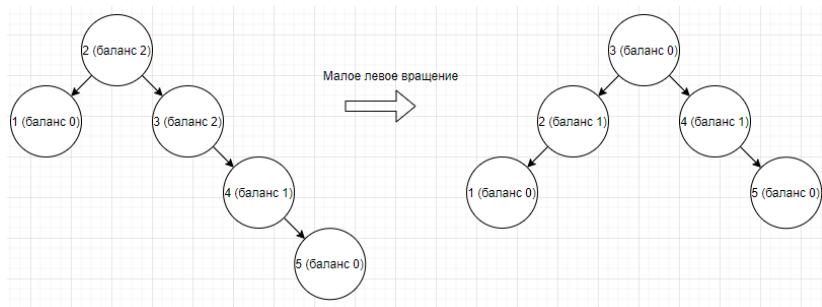
Пример

Вставка 4



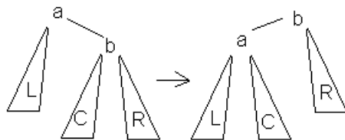
Пример

Вставка 5



Псевдокод

Малое левое вращение



```
Node* rotateLeft(Node *a)
```

```
{
```

```
    Node *b = a->right;
```

```
    Node *c = b->left;
```

```
    b->left = a;
```

```
    a->right = c;
```

```
    return b;
```

```
}
```

Псевдокод

Балансировка

```
Node* balance(Node *node) {  
    if (node->balance == 2) {  
        if (node->right->balance >= 0)  
            return rotateLeft(node);  
        return bigRotateLeft(node);  
    }  
    if (node->balance == -2) {  
        if (node->left->balance <= 0)  
            return rotateRight(node);  
        return bigRotateRight(node);  
    }  
    return node;  
}
```

Псевдокод

Вставка

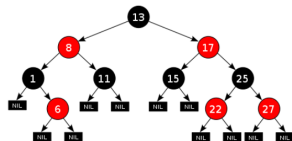
```
Node* insert(Node *node, int value) {  
    if (node == NULL) {  
        Node *newNode = calloc(1, sizeof(Node));  
        newNode->value = value;  
        return newNode;  
    }  
    if (value < node->value) {  
        node->left = insert(node->left, value);  
        --node->balance;  
    } else {  
        node->right = insert(node->right, value);  
        ++node->balance;  
    }  
    return balance(node);  
}
```

Замечания по реализации

- ▶ Балансировка выполняется на обратном проходе рекурсии при вставке и удалении
- ▶ Принцип “поменяли-вернули-присвоили”
- ▶ Не делайте указатель на родителя, запутаетесь
- ▶ Не храните высоту, храните баланс
- ▶ Большой поворот — это на самом деле два маленьких, но эффективнее реализовать его отдельно
 - ▶ Впрочем, сопровождаемость кода обычно важнее эффективности
- ▶ Не читайте статью про АВЛ-деревья на Хабре
 - ▶ То есть прочитатъ можно, но код там очень небрежный

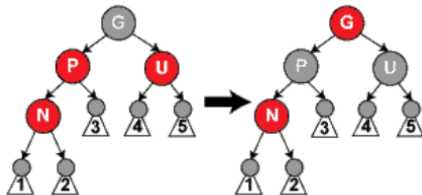
Красно-чёрные деревья

- ▶ 1972г., Р. Байер
- ▶ Хуже сбалансированы, чем AVL-деревья, зато не придуманы в Советском Союзе требуют константного количества поворотов на каждую операцию (в отличие от $O(\log(n))$ для AVL-деревьев)
 - ▶ Поэтому используются практически во всех стандартных библиотеках
- ▶ В каждой вершине хранится цвет (красный или чёрный)
 - ▶ Корень чёрный
 - ▶ Все листья чёрные
 - ▶ Оба потомка красного узла — чёрные
 - ▶ Всякий путь от данного узла до любого листового узла, являющегося его потомком, содержит одинаковое число чёрных узлов
 - ▶ Высота поддеревьев не может отличаться более, чем вдвое



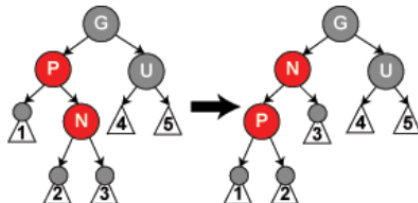
Красно-чёрное дерево, добавление

1. Добавляем в корень — ок, красим его в чёрный
2. Добавляем как сына чёрному узлу — ок, красим в красный
3. Если родитель и “дядя” красные, перекрашиваем их и добавляем наш узел как красный. Дедушка может нарушить ограничения, так что, возможно, его тоже придётся перекрасить (выполнив перекрашивание рекурсивно до корня)



Красно-чёрное дерево, добавление (2)

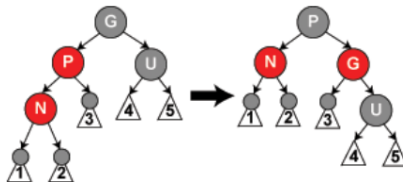
4. Родитель красный, дядя чёрный, узел справа от родителя. Выполняем поворот пары “родитель-сын”.



Ограничение “оба потомка красного узла чёрные” всё ещё нарушается, но об этом позаботится случай 5.

Красно-чёрные деревья, добавление (3)

5. Родитель красный, дядя чёрный, узел слева от родителя. Выполняем поворот относительно пары “родитель-дедушка”, который и восстанавливает балансировку.



Опять-таки, надо не забыть перекрасить узлы

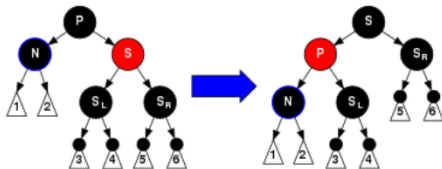
Красно-чёрные деревья, удаление

Сначала делаем как обычно — кладём значение самого большого узла в левом поддереве в удаляемый узел и... надо удалить тот узел, откуда мы взяли значение, но не всё так просто.

- ▶ Если он красный, то оба его потомка — чёрные листы. Удаляем красный узел и ставим на его место лист (они не хранят значений, поэтому не важно, какой)
- ▶ Если он чёрный, а его единственный нелистовой потомок красный, то ставим потомка на его место и перекрашиваем его в чёрный
- ▶ Если он чёрный и его потомок чёрный, то его оба потомка листы, но если кого-то просто удалить, то число чёрных узлов в поддереве изменится, так что надо перебалансировать дерево

Красно-чёрные деревья, удаление (2)

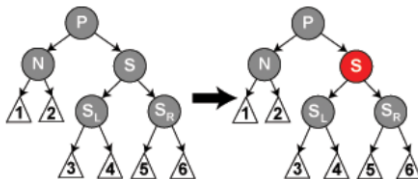
1. Самый простой случай, когда удаляемый узел корень: просто удаляем
2. У удалённого узла был красный брат: делаем поворот по ребру “отец-брат”



Сильно лучше не стало, потому что поддеревья всё ещё имеют разную чёрную высоту, но теперь можно применить правила 4, 5 или 6

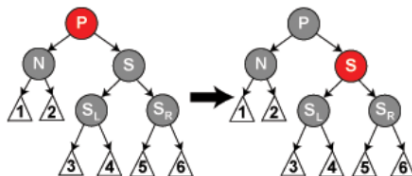
Красно-чёрные деревья, удаление (3)

3. Если родитель чёрный, брат и его сыновья чёрные: перекрашиваем брата в красный. Поскольку из левого поддерева мы только что удалили один чёрный узел, а в правом поддереве один чёрный узел покрасили в красный, баланс восстановлен. Но только в поддереве, потому как оно стало на 1 чёрный узел короче, надо перебалансировать родителей.



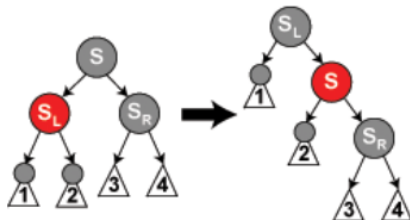
Красно-чёрные деревья, удаление (4)

4. Брат и сыновья брата чёрные, но родитель красный — просто перекрасить брата нельзя. А вот перекрасить одновременно брата и родителя можно, это восстановит баланс (причём, во всём дереве сразу, потому что его чёрная высота не изменится).



Красно-чёрные деревья, удаление (5)

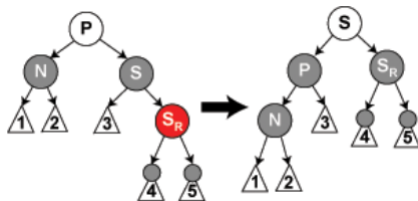
5. Левый сын брата красный, правый — чёрный. Выполняем поворот относительно брата и левого сына, одновременно перекрашивая брата и левого сына:



Глобально ничего не поменялось, но теперь можно применить случай 6.

Красно-чёрные деревья, удаление (6)

6. Брат чёрный, его правый сын красный, левый — чёрный: выполняем поворот вокруг ребра “родитель-брат” и перекрашиваем узлы:



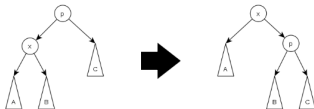
Баланс восстановлен (в левом поддереве на один чёрный узел больше), при этом можно доказать, что это всё ещё красно-чёрное дерево.

Splay-деревья

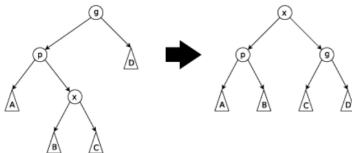
- ▶ 1985г., Д. Слитор и Р.А. Тарьян
- ▶ Продвигает узлы, к которым часто происходит обращение, ближе к корню, поэтому может быть быстрее остальных деревьев
- ▶ Не хранит дополнительных данных в узлах
- ▶ Не гарантирует сбалансированности
- ▶ Не дружит с параллельными алгоритмами
- ▶ Проще в реализации

Сplay-деревья, splaying

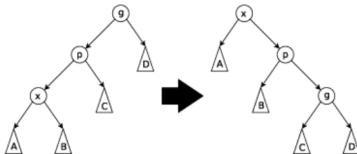
► Zig



► Zig-zag



► Zig-zig



Splay-деревья, операции

- ▶ Поиск:
 - ▶ Ищем узел как в обычном двоичном дереве поиска
 - ▶ Выполняем серию splaying-ов до тех пор, пока найденный узел не окажется корнем
- ▶ Вставка:
 - ▶ Вставляем узел как обычно в двоичное дерево поиска
 - ▶ Выполняем серию splaying-ов до тех пор, пока вставленный узел не окажется корнем
- ▶ Удаление:
 - ▶ Удаляем узел как обычно
 - ▶ Тащим родителя удалённого узла в корень дерева

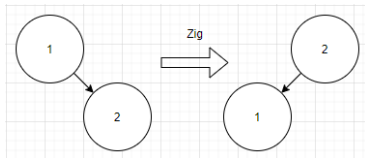
Пример

Вставка 1



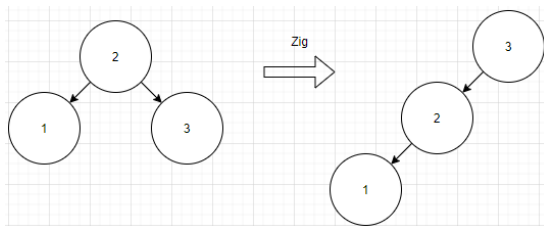
Пример

Вставка 2



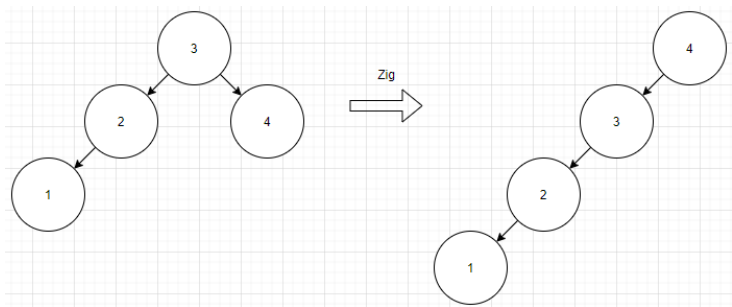
Пример

Вставка 3



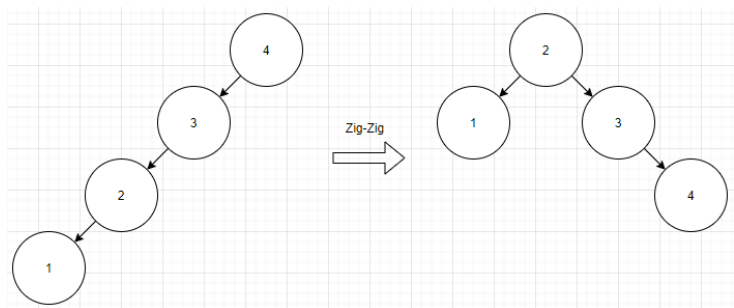
Пример

Вставка 4



Пример

Поиск 2



Псевдокод

Вставка

```
Node* add(Node* node, int value)
{
    if (value < node->value) {
        вставляем как обычно
        return splay(node->left);
    }
    else if (value > node->value) {
        вставляем как обычно
        return splay(node->right);
    }
    return splay(node);
}
```

Псевдокод

Процедура перевешивания узла

```
typedef enum Direction
```

```
{  
    left,  
    right  
} Direction;
```

```
void attach(Node* parent, Node* child, Direction direction)
```

```
{  
    if (direction == left)  
        parent->left = child;  
    else  
        parent->right = child;  
    if (child != NULL)  
        child->parent = parent;  
}
```

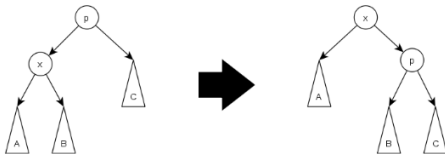
Псевдокод

Zig

```

void zig(Node* x)
{
    Node* p = x->parent;
    if (x == p->left) {
        Node* b = x->right;
        attach(x, p, right);
        attach(p, b, left);
    }
    else {
        Node* b = x->left;
        attach(x, p, left);
        attach(p, b, right);
    }
    x->parent = NULL;
}

```

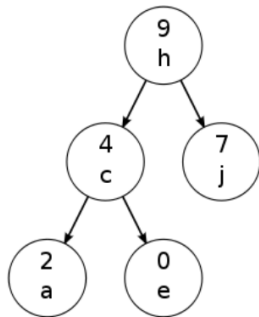


Замечания по реализации

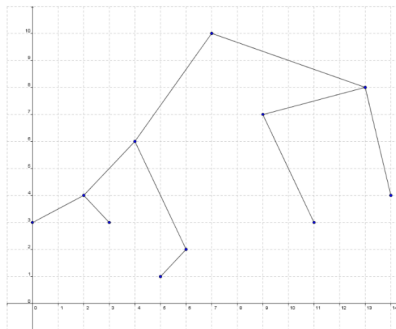
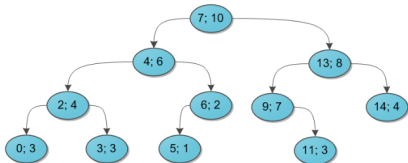
- ▶ Тут уже нужен родитель
 - ▶ Можно и без него, на прямом проходе, но концептуально сложнее
- ▶ Родитель добавляет инвариант (какой?), за ним надо следить
- ▶ Принцип “локализации нарушения инварианта”
- ▶ enum-ы для более человекочитаемого кода
 - ▶ Вообще, читаемость тут критична
- ▶ Сильно помогает рисовать картинки
- ▶ Есть известный вариант реализации со split/merge

Декартовы деревья

- ▶ Бинарное дерево поиска и куча одновременно
 - ▶ Храним ключ и “приоритет”
 - ▶ Куча по приоритету
 - ▶ Приоритет выбирается случайно (!) при добавлении ключа
- ▶ Тоже лишь примерно сбалансировано
- ▶ Легко пишется
 - ▶ Поэтому любимо олимпиадниками



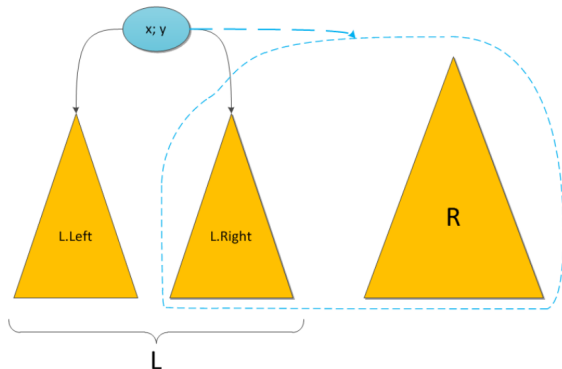
Декартово дерево и плоскость



© (c) <https://habrahabr.ru/post/101818/>

Merge

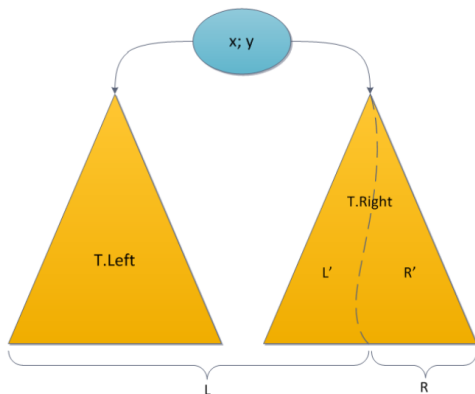
- ▶ Сливаются два декартовых поддерева в одно
- ▶ Ключи в левом поддереве должны быть меньше ключей в правом



- ▶ Рекурсивно — сравниваем приоритеты вершин поддеревьев, если второе меньше, сливаем правое поддерево первого и второе, иначе наоборот

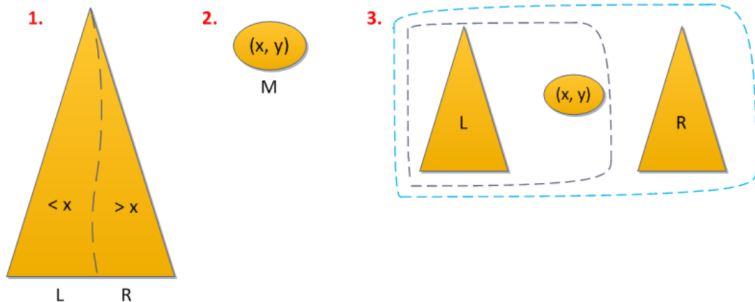
Split

- ▶ Разделяет декартово дерево на два
- ▶ Ключи в левом меньше заданного, ключи в правом больше



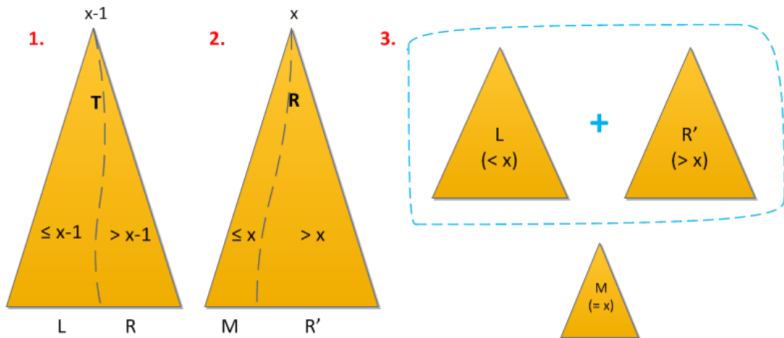
- ▶ Тоже рекурсивно — если ключ в корне меньше заданного, добавляем его и его левое поддерево в L, а правое поддерево — результат split от его корня

Добавление



- ▶ Делаем split по ключу добавляемого элемента
- ▶ Делаем merge L и M
- ▶ Делаем merge того, что получилось, и R

Удаление



- ▶ Делаем split по ключу удаляемого элемента
- ▶ Выкидываем удаляемый элемент
- ▶ Делаем merge остатков дерева