原书第2版

2010年7月第1版第15次印刷

第三部分 数据结构

第11章 散列表

11.3 散列函数

11.3.1 除法散列法

可以选作的值常常是与的整数次幂不太接近的质数.

11.3.2 乘法散列法

11.3.3 全域散列

设为有限的一组散列函数，它将给定的关键字域映射到中.这样的一个函数组称为是全域的，如果对每一对不同的关键字，满足的散列函数的个数至多为.换言之，如果从中随机地选择一个散列函数，当关键字时，两者发生碰撞的概率不大于，这也正好是从集合中随机地独立选择和时发生碰撞的概率.

11.4 开放寻址法

第12章 二叉查找树

12.1 二叉查找树

设是二叉查找树中的一个结点.如果是的左子树的一个结点，则. 如果是的右子树的一个结点，则.

定理12.1 如果是一棵包含个结点的子树的根，则调用INORDER-TREE-WALK()过程的时间为.

证明

用表示在一棵包含个结点的子树的根，则调用INORDER-TREE-WALK()过程的时间，则有

设，那么

练习

12.1-2

In a heap, a node’s key is both of its children’s keys. In a binary search tree, a node’s key is its left child’s key, but its right child’s key.

The heap property, unlike the binary-search-tree property, doesn’t help print the nodes in sorted order because it doesn’t tell which subtree of a node contains the element to print before that node. In a heap, the largest element smaller than the node could be in either subree.

Note that it the heap property could be used to print the keys in sorted order in time, we would have an -time algorithm for sorting, because building the heap takes only time.

12.2 查询二叉查找树

定理12.2 对一棵高度为的二叉查找树，动态集合操作SEARCH, MINIMUM, MAXIMUM, SUCCESSOR和PREDECESSOR等的运行时间均为.

12.3 插入和删除

定理12.3 对于高度为的二叉查找树，动态集合操作INSERT和DELETE的运行时间为.

练习

12.3-2

Worst case: , occurs when a linear chain of nodes results from the repeated TREE-INSERT operations.

Best case: , occurs when a binary tree of height results from the repeated TREE-INSERT operations.

12.4 随机构造的二叉查找树

二叉查找树的各基本操作的运行时间都是.

思考题

12-4 不同二叉树的数目

设表示包含个结点的不同的二叉树的数目，那么，当时

设为生成函数，那么

泰勒展开式

于是

注意斯特林公式

第13章 红黑树

13.1 红黑树的性质

We shall regard these NIL's as being pointers to external nodes (leaves) of the binary search tree and the normal, key-bearing nodes as being internal nodes of the tree(内结点).

一棵二叉查找树如果满足下面的红黑性质，则为一棵红黑树：

1. 每个结点或是红的，或是黑的.
2. 根结点是黑的.
3. 每个叶结点(NIL)是黑的.
4. 如果一个结点是红的，则它的两个儿子都是黑的.If a node is red, its parent is black.
5. 对每个结点，从该结点到其子孙结点的所有路径上包含相同数目的黑结点.

采用一个哨兵代表NIL. 哨兵的域为BLACK，其它域可以设置成任意允许的值.所有指向NIL的指针都被替换成指向哨兵的指针.

采用哨兵代替所有的NIL：所有的叶子以及根部的父结点.

从某个结点出发(不包括该结点)到达一个叶结点的任意一条路径上，黑色结点的个数为该结点的黑高度，记为.红黑树的黑高度定义为根结点的黑高度.

引理13.1 一棵有个内结点的红黑树高度至多为.

证明

先证明以某一结点为根的子树至少包含个内结点.对的高度使用归纳法.若的高度为，那么必为，以为根的子树包含个内结点.若为一高度为正的内结点，并且有两个子女(注意也算).每个儿子的黑高度为或，根据归纳假设，每个儿子为根的子树至少包含个内结点，于是以为根的子树至少包含个内结点.

设树的高度为，根据性质4)，从根结点到叶结点的任意一条简单路径上，至少有一半结点是黑色的，根的黑高度至少为，于是

练习

13.1-5

Every path contains black nodes. The longest path from to a descent leaf has length at least . The longest path contains nodes and at least half the nodes on the path are black, so

13.1-6

根据引理13.1的证明过程，至少有个内结点.

最多的时候，各层红黑间隔，有个内结点.

13.2 旋转

旋转前，旋转后.

练习

13.2-2

若，则无法右旋.若，则无法左旋.可能的旋转数等于边数.

13.2-4

With at most right rotations, we can convert any binary search tree into one that is just a right-going chain.

Let us define the right spine as the root and all descendants of the root that are reachable by following only right pointers from the root. A binary search tree that is just a right-going chain has all nodes in the right spine.

As long as the tree is not just a right spine, repeatedly find some node on the right spine that has a non-leaf left child and then perform a right rotation on .

This rotation increases the number of nodes in the right spine by . Any binary search tree starts out at least one node-the root-in the right spine. At most, rotations are needed to put all nodes in the right spine, so that the tree consists of a single right-going chain.

We could perform this sequence in reverse-turning each right rotation into its inverse left rotation.

至多需要次旋转.

13.2-5

Right-going chain不能通过right rotation转成其它二叉查找树.

设的左子树比的左子树多个结点，先通过次right rotation使得两者左子树结点数目相同，设左右子树分别有个结点，那么

13.3 插入

循环维持下列三个部分的不变式：

在循环的每一次迭代的开头，

1. 结点是红色.
2. 如果是根，则是黑色.
3. 如果红黑树性质被破坏，则至多只有一个被破坏，不是2)就是4).如果违反性质2)，因为是根且是红的.如果违反4)，原因是都是红的.

我们将要证明，循环的第一次迭代之前不变式为真，每次迭代都会使这个循环不变式保持成立，每次迭代会有两种可能的结果：指针沿着树上移，或者执行某些旋转后循环结束.在循环结束时，这个循环不变式会给我们一个有用的性质.

初始化：

从一棵正常的红黑树开始，新增一个红色结点.

a) 是新增的红色结点.

b) 如果是根，则是黑色.

c) 已经看到性质1),3),5)成立.如果性质2)被违反了，红色的根必然是新增的结点.如果性质4)被违反了，的子女是黑色的哨兵，并且新增之前没有违反，所以必然是因为都是红色.

保持：

根据循环不变式的b)部分，如果是根部，则是黑色.而是红色的时候，才进入一次的循环迭代，所以不是根，存在且是黑色的.

循环中需要考虑六种情况，其中三种与另外三种是完全对称的，视是的左孩子还是右孩子而定，只讨论是的左孩子情况，记的叔叔为.

情况1)：的叔叔是红色的.

是红色的，是黑色的.将改为黑色，改为红色以满足性质5).然后将作为新的，记为，开始下一次迭代.

来证明下一次的迭代的开头会保持这个循环不变式.

a) 是红色的.

b) 这个结点颜色不变.如果是根，一直都是黑的.

c) 情况1)不违反性质1),3)，且保持性质5).

情况2)：的叔叔是黑色的，是右孩子.

情况3)：的叔叔是黑色的，是左孩子.

情况2)中，改为指向左旋就转换为情况3)，且并不破坏性质5)，并且的地位保持不变.

情况3)中，改为黑色，改为红色并进行一次右旋，保持性质5).

来证明情况2)和情况3)保持了这个循环不变式.

a) 情况2)中指向红色的，情况2) 3)中的颜色不再改变.

b) 情况3)把改为黑色.如果在下一次迭代的开始是根，则是黑色的.

c) 性质1),3),5)得以保持.情况2) 3)修正了对性质4)的违反.

终止：

循环结束是因为是黑色的.如果是根，则是黑色的哨兵.循环结束时没有破坏性质4)，根据循环不变式，唯一可能会不成立的是性质2)，最后强制使得根结点为黑色保持住了性质2).故结束的时候红黑树的性质都成立.

练习

13.3-5

考虑最后一个插入的结点.

如果是黑色的，因为，不是根，那么的颜色不需要改变.

如果是红色的，跟踪fix的算法过程知道仍然会有红色结点.

13.3-6

用链表追踪记录插入时根到的的路径，则链表头，再次之.

13.4 删除

如果是红色的，被删除后，红黑树的性质仍得以保持，因为：

树中各结点的黑高没有变化.

不存在两个相邻的红结点.

不可能是根，根仍是黑的.

传给RB-DELETE-FIXUP的结点是两个结点中的一个：如果被删除前有一个不是的孩子，那么为唯一的孩子；如果没有孩子，就是哨兵.无论是哪种，的父结点都为先前的父结点.

如果被删除的结点是黑色的，会产生三个问题.首先，如果原来是根结点，而的一个红色的孩子成为根，则违反了性质2).其次，如果和(现在也是)都是红的，就违反了性质4).第三，删除将导致先前包含的任何路径上黑结点数少，性质5)被的一个祖先破坏了.

对于第一个问题，如果原来是根结点，而的一个红色的孩子成为根. RB-DELETE-FIXUP直接将置为黑色.性质2)仍然得以满足.

对于第二个问题，如果和(现在也是)都是红的，就违反了性质4). RB-DELETE-FIXUP直接将置为黑色.性质4)仍然得以满足.

补救第三个问题的一个办法就是把结点视为还有额外的一重黑色，当黑色结点删除时，将其黑色“下推”至子结点，结点是双重黑色或红黑，这样任意包含的路径上黑结点个数加，性质5)得以保持，但违反了性质1).属性仍然是RED(如果是红黑的)或BLACK(如果是双重黑的).一个结点的额外颜色反映指向它，而不是它的属性.

在循环中，总是指向具有双重黑色的非根结点，只讨论是的左孩子的情况，记的右孩子为.

情况1)：的兄弟是红色的.

情况2)：的兄弟是黑色的，而且的两个孩子都是黑色的.

情况3)：的兄弟是黑色的，而且的左孩子是红色的，右孩子是黑色的.

情况4)：的兄弟是黑色的，而且的右孩子是红色的.

练习

13.4-3