Chương 7: Giải thuật tìm kiếm

1. Bài toán tìm kiếm

* Bài toán tìm kiếm được phát biểu như sau:

  Cho một bảng gồm n bản ghi $r_1, r_2, \ldots, r_n$; r_i (1<= i <=n) tương ứng với một khoá k_i . Hãy tìm bản ghi có giá trị khoá tương ứng bằng x cho trước.

* Gọi x là khoá tìm kiếm hay giá trị tìm kiếm. Công việc tìm kiếm sẽ hoàn thành khi có một trong 2 tình huống sau xảy ra:

1- Tìm được bản ghi có giá trị khoá tương ứng bằng x. Lúc đó ta nói phép tìm kiếm được thoả.

2- Không tìm được bản ghi nào có giá trị khoá bằng x . Khi đó ta nói phép tìm kiếm không thoả.

Sau phép tìm kiếm không thoả nếu có yêu cần bổ sung bản ghi mới có khoá x vào bảng. Giải thuật này gọi là " Tìm kiếm có bổ sung".

Khoá của mỗi bản ghi chính là đặc điểm nhận biết của bản ghi đó trong tìm kiếm, ta coi nó là đại diện của bản ghi trong giải thuật.

2. Tìm kiếm tuần tự (Sequential searching)

2.1. Phương pháp

Đây là giải thuật đơn giản, cổ điển.

Cách thức làm như sau: Bắt đầu từ bản ghi thứ nhất, lần lượt so sánh khoá tìm kiếm với tương ứng của các bản ghi trong bảng cho đến khi tìm thấy bản ghi mong muốn hoặc đã hết danh sách mà chưa thấy.

* Giải thuật:

Cho dãy khoá K có n phần tử. Tìm xem có khoá nào bằng x, nếu có đưa ra thứ tự của khoá đó, nếu không có thì đưa ra giá trị 0. Trong giải thuật sử dụng khoá phụ k_{n+1}=x.

```
Function  SEQUENCE_SEARCH(k,n,x)
    1. { Khởi đầu }
    i:=1; k[n+1]:=x;
    2. { Tìm kiếm trong dãy}
    While  k[i] <> x  Do  i:=i+1;
    3. { Không tìm thấy }
    If  i=n+1  then  Return(0)  Esle  Return(i);
Return
```

2.2. Đánh giá

Trong giải thuật này phép toán tích cực là phép so sánh k[i] <> x .

- Trường hợp thuận lợi ta tìm thấy ngay ở phần tử đầu nên $C_{min} = 1$
- Trường hợp xấu nhất ta phải so sánh n+1 lần nên $C_{max} = n+1$
- Giả sử hiện tượng khoá tìm kiếm x trùng với một khoá nào đó của bảng là đồng khả năng thì $C_{tb} = (n+1)/2$

Do đó $T_{tb} = O(n)$.

- Nếu trường hợp hiện tượng khoá tìm kiếm x trùng với một khoá nào đó của bảng là không đồng khả năng, mà xác suất để xuất hiện $k_i = x$ là p_i, $p_i \neq 1/n$. Khi đó $C_{tb}=1*p_1 + 2p_2 + \ldots + n*p_n$

với $\sum_{i=1}^{n} p_i = 1$

Từ công thức trên ta nhận thấy với $p_1>p_2 > \ldots >p_n$ thì thời gian trung bình sẽ nhỏ nhất. Như vậy ta phải sắp xếp trước khi tìm kiếm.

3. Tìm kiếm nhị phân (Binary searching)

3.1 Phương pháp

*** Phương pháp tìm kiếm thực hiện trên dãy khóa đã sắp xếp, có nội dung như sau:**

- Tương tự như tra tìm từ trong từ điển hoặc danh bạ điện thoại. Chỉ khác là trong tra cứu ta chọn từ ngẫu nhiên, còn trong tìm kiếm nhị phân luôn chọn khoá "ở giữa" dãy khoá.

- Giả sử có dãy khoá $k_L, \ldots, k_R$ thì khoá ở giữa là k_i với

i=(L+R) div 2

+ Tìm kiếm sẽ kết thúc nếu: $x=k_i$

+ Nếu $x<k_i$ tìm kiếm sẽ được thực hiện tiếp với $k_L, \ldots, k_{i-1}$ với cách tương tự.

+ Nếu $x>k_i$ tìm kiếm sẽ được thực hiện tiếp với $k_{i+1}, \ldots, k_r$ với cách tương tự.

Qúa trình tìm kiếm kết thúc khi tìm thấy một khoá mong muốn hoặc dãy khoá rỗng

(không tìm thấy).

*** Giải thuật:**

Cho dãy K gồm n khoá, sắp xếp theo thứ tự tăng dần. Tìm khoá đó có giá trị =x.

Dùng biến L, R, m: chỉ số đầu, chỉ số cuối, chỉ số giữa của khoá k.

Nếu tìm thấy cho ra chỉ số của khoá đó, nếu không tìm thấy cho ra 0.

```
Function  Binary_search(K,n,x)
    1. { Khởi tạo }
    L:=1;  R:=n;
    2. { Tìm kiếm }
    While  L<= R  Do
    Begin
    3. { Tính chỉ số giữa }
          m:=( L+R) div 2;
```

```
4. { So sánh }
        If  x<k[m]  then  R:=m-1
        Else  IF  x>k[m]  then  L:=m+1
              Else  Return (m);
   End;
5. { Không tìm thấy }
Return (0)
```

3.2. Đánh giá

Phép tính tích cực là phép so sánh L<= r

$C_{min}=1$

Người ta đã tính được

$C_{max}=[\log_2 n\ ]$

$T_{tb}=O(\log_2 n\ )$

Tìm kiếm nhị phân tốt hơn tìm kiếm tuần tự nhưng dãy k phải được sắp.

*** Giải thuật viết dạng đệ quy như sau:**

L, r là chỉ số đầu, chỉ số cuối của dãy K, biến nguyên Loc để đưa ra chỉ số ứng với khoá cần tìm, nếu không tìm thấy thì Loc =0.

```
Function  Binary_search(L,R,x)
    1. If  L>R then  Loc:=0
          Else
          begin m:=(L+R) div 2;
             If  x<k[m]   then
                 Loc:=Binary_search(L,m-1,x)
             Else  If  x>k[m]  then
                 Loc:=Binary_search(m+1,R,x)
                 Else  Loc:=m;
          end;
    2. Return(Loc)
```

4. Cây nhị phân tìm kiếm

4.1. Định nghĩa cây nhị phân tìm kiếm

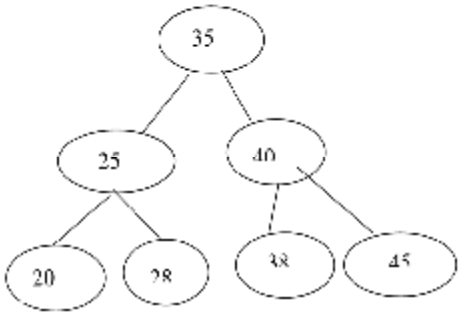
*** Cây nhị phân tìm kiếm ứng với n khoá $k_1, k_2, ..., k_n$ là một cây nhị phân mà mỗi nút của nó đều được định danh bởi một khoá nào đó trong các khoá đã cho. Đối với mọi nút trên cây tính chất sau đây luôn được thoả mãn:**

- Mọi khoá thuộc cây con trái của một nút đều nhỏ hơn khoá ứng với nút đó.

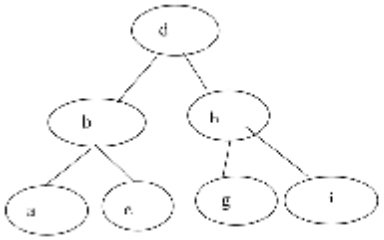
- Mọi khoá thuộc cây con phải của một nút đều lớn hơn khoá ứng với nút đó.

Chú ý : Khoá là số thì so sánh số bình thường, Khoá là chữ thì ta so sánh xâu kí tự.

Ví dụ có các cây nhị phân tìm kiếm sau:



a



b

4.2. Giải thuật tìm kiếm

* Đối với một cây nhị phân để tìm kiếm xem một khoá x nào đó có trên cây đó không? Ta có thể thực hiện như sau:

  So sánh x với khoá ở gốc và một trong 4 tình huống sau đây sẽ xuất hiện:

  1- Không có gốc cây (cây rỗng): X không có trên cây, phép tìm kiếm không thoả mãn.

2- X trùng với khoá ở gốc: Phép tìm kiếm được thoả mãn.

3- X nhỏ hơn khoá ở gốc: Tìm kiếm được thực hiện tiếp tục bằng cách xét cây con trái của gốc với cách làm tương tự.

4- X lớn hơn khoá ở gốc: Tìm kiếm được thực hiện tiếp tục bằng cách xét cây con phải của gốc với cách làm tương tự.

Ví dụ Tìm x=28 trên cây a: So x và 35, x<35 nên ta tìm trên cây con trái của 35

X>25 nên lại tìm trong cây con phải. So sánh ta có x=cây con phải cũng là 28 nên phép tìm kiếm được thoả mãn.

Nếu tìm x=m trên cây b thì phép tìm kiếm không thoả mãn.

* Nếu phép tìm kiếm không thoả mãn ta bổ sung luôn x vào cây nhị phân tìm kiếm. Phép bổ sung không ảnh hưởng đến cây, đến vị trí các khoá trên cây.
* Mỗi nút của cây nhị phân tìm kiếm có dạng sau:

LPTR	KEY	INFOR	RPTR

LPTR: con trỏ trỏ tới gốc cây con trái.
RPTR: con trỏ trỏ tới gốc cây con phải.
KEY: khoá của các nút.
INFOR: thông tin.

* Thuật giải tìm kiếm trên cây nhị phân tìm kiếm như sau:

Cho cây nhị phân tìm kiếm có gốc được trỏ bởi T. Tìm nút trên cây có khoá bằng x.

Nếu tìm kiếm được thoả thì con trỏ trỏ tới nút đó, giá trị trả về là q, đó là địa chỉ của nút ta tìm được (con trỏ q trỏ tới nút đó)

Nếu không tìm được ta bổ sung x vào cây T, con trỏ q trỏ vào nút mới đó.

```
Function BST(T,X)
1. {Khởi tạo con trỏ}
    P=Null
    q= T
2. { Tìm kiếm }
    While q# Null Do
     Case
        X<key(q): p:=q;q:=LPTR(q)
        X=key(q): Return(q)
        X>key(q): p:=q; q:=RPTR(q)
     End Case


3. {Bo sung}
    q ⇐ AVAIL
    Key(q):=X
    LPTR(q):=RPTR(q):= Null
    Case
        T=Null: T:=q
        X<key(p): LPTR(p):=q
        Else: RPTR(p):=q
    End case
Return(q)
```

Bài tập chương 8

Bài 1: Cho 1 dãy số a_1, a_2, ..., a_n. Hãy tìm phần tử bằng giá trị x nhập vào từ bàn phím. Lập trình theo 3 cách tìm kiếm nêu trên: tìm kiếm tuần tự, tìm kiếm nhị phân, cây nhị phân tìm kiếm.

Bài 2: Cho 1 danh sách điểm của sinh viên. Mỗi bản ghi gồm các trường: Họ tên, số báo danh, điểm thi. Hãy tìm sinh viên có số báo danh bằng giá trị x nhập vào từ bàn phím. Lập trình theo 3 cách tìm kiếm nêu trên:tìm kiếm tuần tự, tìm kiếm nhị phân, cây nhị phân tìm kiếm.