

1. 深度为 h 的平衡二叉 (AVL) 树的最少结点数为 N_h (N_h 个结点的 AVL 树最大深度为 h)，则 N_h 和 h 满足： $N_0 = 0$, $N_1 = 1$, $N_2 = 2$;
 $N_h = N_{h-1} + N_{h-2} + 1$ 。

2. 顺序表设计算法对每个元素写出位移量 (或目标索引) 并观察规律。和微积分一样，不要纠结起点，应关注中间过程和一般情形。

3. 折半查找要注意：

```
while (low <= high)
low = mid+1;
high = mid - 1;
```

high 后插入。

4. 插入链表有尾插法和头插法两种。尾插法 (表尾插入, q 为表尾)：

```
q->next = p; q = q->next;
```

头插法 (表头插入, q 为表头)：

```
tmp = q->next; q->next = p; p->next = tmp;
```

5. & 会改变地址中的内容和地址本身，如

```
void change (Type &adress) {
    adress = xxx;
}
```

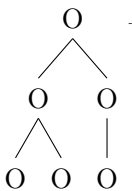
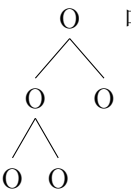
6. 出栈序列一个元素右侧元素中值比它小 (优先顺序在它前面) 的为尚未出栈的元素，这些元素之间一定满足与优先顺序相反的顺序排序，如 $a < b < c$ (a 先入栈)，则 cab 不可能，因 $a < c$, $b < c$, ab 顺序与优先顺序相同，不符合要求。

7. 循环队列队尾元素在队头元素之前时，因队尾指针指向队尾下一个元素位置，所以队头指针队尾指针指向同一位置，此时队空 (同理也可使队头指针指向前一个增加头结点，队尾指针指队尾)。

8. 输入受限的双端队列： $\leftarrow 1\ 2\ 3\ 4 \leftrightarrow$ 若第一个输出 4，即 (4 x x x 形式)，则此时 1, 2, 3 一定还在队里，因此下一个输出的只能是 1 或 3。因此，输入受限队列夹心的中心元素不能先输出，如 123 中 2 为夹心元素，因此 4213 中比 4 小的元素中有 2 夹心先出，不满足要求。输出受限输出序列不能有山峰，如 4132 中比 4 小的元素中 3 为山峰，不满足要求。

9. 只有度为 0 和 2 的结点的二叉树最大深度为 $\frac{1+n}{2}$, 最少结点个数为 $2h+1$ 。

10. 满二叉树最底层结点数比其余结点数之和多 1, 第 i 层有 2^{i-1} 个结点。

11. 因  与  叶结点数相同, 完全二叉树最多结点数应

在右图基础上加 1。

12. n 个结点的 m 叉树最小高度为 $\lceil \log_m(n(m-1)+1) \rceil$ 。

13. 有 n 个结点的完全二叉树高度为 $\lfloor \log_2 n \rfloor + 1$ 。

14. 先序遍历根和左儿子 (或唯一儿子) 相邻, 右儿子为第一个非左子树结点。

15. 如果一个名词能确定数据具体存储方式, 则其为存储 (物理) 结构。

16. 先序线索树前驱, 后序线索树后继不能有效求解。

17. 前序序列为入栈次序, 中序序列为出栈次序。

18. 后序非递归遍历二叉树:

```
typedef struct{ BinaryTree data; int tag; } Stack;
void PostOrderPrint(BinaryTree t) {
    Stack s[MAX_SIZE]; int top = 0;
    BinaryTree p = t;
    while( p || top > 0) {
        if(p) { s[++top].data = p; s[top].tag = 0; p = p->left; }
        else {
            p = s[top].data;
            if(p->right && s[top].tag!=1) {
                s[top].tag = 1; p = p->right;
            }
            else { cout<<s[top--].data->data; p = NULL; }
        }
    }
}
```

19. 使用栈或队列的算法设计: a. 考虑好工作栈, 工作队列和工作指针的取值范围 (空间, 所有可能值), 再从取值范围中划分出不同情况用作条件判断。如 18 中 p 应遍历所有结点的左右子树 (包括叶), 因此应考虑 p 指空 (空子树) 的情况。s 应存放回溯时要访问的根结点且所有结点都应入栈一次, 只访问从 s 中弹出的结点, 因此入栈元素应为 p 第一次指向的结点, 出栈条件应为左右子树都遍历过 p 指空时。b. 考虑变量范围后再考虑变量取值顺序。18 中出栈顺序为后序序列, 入栈顺序应为先序序列。

20. 简易栈: 初始化:

```
ElemType stack[MAX_SIZE]; int top = 0;
```

入栈:

```
stack[++top]=element;
```

出栈:

```
element = stack[top--];
```

栈空:

```
top == 0
```

栈顶:

```
element = stack[top];
```

简易队列: 初始化:

```
ElemType queue[MAX_SIZE]; int front = 0, rear = 0;
```

入队:

```
queue[rear++] = element;
```

出队:

```
element = queue[front++];
```

队空:

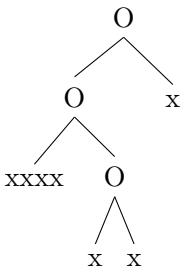
```
front == rear
```

队头/尾:

```

element1 = queue[front];
element2 = queue[rear];

```

21. 二叉排序树插入时只插结点处。
22. 平衡因子绝对值大于等于 1 的结点互换高度，一正一负中间插，中间子树根转移。
23. 平衡二叉树取最少结点数即非叶结点平衡因子均为 1 的情况。
24. 由哈夫曼树的构造过程可得哈夫曼树有 n 个叶结点， $n-1$ 个非叶结点，无度为 1 的结点。
25. 前缀码所有编码结点均为叶结点，没有一个编码是另一个编码的前缀。
26. 叶结点权值组可能对应多个哈夫曼树 (带权路径相同但形状不同)。
27.  其中 xxxxx 为省略的子树，x 为查找失败处。查找失

败要进行三次比较，因此查找失败的平均查找长度为 $\frac{\dots+3\times 2}{\dots+2}$ ，其中 2 为两个失败结点 (x)。

28. 堆是一个完全二叉树。
 29. 中序非递归遍历二叉树：
- ```

void InOrderPrint(BinaryTree t) {
 BinaryTree stack[MAX_SIZE]; int top = 0;
 BinaryTree p = t;
 while(p || top>0) {
 if(p) { stack[++top] = p; p = p->left; }
 else { p = stack[top--]; cout<<p->data; p = p->right; }
 }
}

```

30. 树的根到叶结点的路径长度 = 深度-1
31. 合并长度为  $m$  和  $n$  的有序表最多需  $m+n-1$  次比较 (大小大小...)

32. 图的遍历就是从一一个结点出发遍访其余结点。错误! 非连通图无法实现。

33. 非连通图可以有单个度为 0 的结点, 不占用任何一条边。

34. 边数最少的连通图和边数最少的强连通图都是简单回路。

35.  $n$  个顶点无向图, 要有  $\frac{(n-1)(n-2)}{2}$  (完全图) + 1 个边以确保其为连通图 (完全图加一边)。

36. 极大连通子图 = 连通分量, 极小连通子图 = 最小生成树 (MST)

37. 当某个顶点只有出弧没有入弧时, 其他顶点无法到达这个顶点, 不可能与其他顶点和边构成强连通分量 (这个顶点为一个单独强连通分量)。

38. 顶点 (事件) $v_k$  的最早发生时间  $ve(k)$  为从源点到  $v_k$  最长路径 (取最大值)。

顶点 (事件) $v_k$  的最迟发生时间  $vl(k)$  为从源点到汇点最长路径长度减去从  $v_k$  到汇点最长路径长度 (取最小值)。

边 (弧, 活动) $a_i$  的最早开始时间  $e(i)$  为从源点到  $a_i$  的尾顶点 (活动起点) 的最长路径。


边 (弧, 活动) $a_i$  的最迟开始时间  $l(i)$  为从源点到汇点的最长路径长度减去从  $a_i$  的头顶点 (活动终点) 路径长度再减去  $a_i$  权, 即  $l(i) = vl(k) - weight(a_i)$ , 其中  $a_i = v_j v_k$ 。

若  $ve(k) = vl(k)$ , 则  $v_k$  为关键路径上的点。

39. Prim 算法: 新边连旧边, 无环。Kruskal 算法: 最小边, 无环。

40. Dijkstra 算法: a. 选择离出发点最近的点, 确定这个点的最短路径。

b. 修改其它点的最短路径 (广度优先)。

41. 带权有向图邻接表: 

42. AOE 网一定从一个事件 (顶点) 出发止于一个事件 (汇点)。

|     | 算法              | 图的类型    | 算法结果  |
|-----|-----------------|---------|-------|
| 43. | Prim, Kruskal   | 带权无向连通图 | 最小生成树 |
|     | Dijkstra, Floyd | 带权有向图   | 最短路径  |

44. 折半查找比较次数例: 1 2 3 4 5 (找 4),  $\frac{1+5}{2} = 3$ ,  $\frac{4+5}{2} = 4$ , 因此共比较两次。

45. B+ 树: 非失败, 非根结点关键字个数  $n$  满足  $\lceil \frac{m}{2} \rceil \leq n \leq m$ ; 根结点关键字个数满足  $1 \leq n \leq m$

B 树: 非失败, 非根结点关键字个数  $n$  满足  $\lceil \frac{m}{2} \rceil - 1 \leq n \leq m - 1$ , 子树个数  $\lceil \frac{m}{2} \rceil \leq n_h \leq m$ ; 根结点关键字个数满足  $1 \leq n \leq m - 1$ , 子树个数

$$2 \leq n_h \leq m$$

m 阶关键字 (非叶结点) 个数为 n 的 B 树, 高度 h 满足  $\log_m(n+1) \leq h \leq \log_{\lceil \frac{m}{2} \rceil}(\frac{n+1}{2}) + 1$ , 失败结点个数为 n+1。

m 阶高为 h 的 B 树关键字最多为  $m^h - 1$

B 树失败结点为空, 不占高度, 插入访问失败结点, 插在叶结点上。

B 树插入溢出时中间结点上游父结点并增加分支。

B 树删除时缺的位置可由同一棵子树根上的关键字向下滑动填上, 若下滑后父结点关键字过少, 则借兄弟或父结点反方向下潜。

46. 表项: 散列表中的记录个数。

47. 查找失败时最后还要和空元素比较一次。要用散列函数值域来计算查找失败平均查找长度, 成功用元素个数算。(成个失域)

48.KMP 算法 Next 数组求法:

a.  $\text{next}[1]=0, \text{next}[2]=1$

b. 从当前计算的元素之前截字符串, 根据左侧 next 值判断从几位开始比较, 若成功 +1, 失败-1, 直到成功或减到 1 为止。

c. 前 n 位与倒数后 n 位比较。

d. next 数组输入子串匹配失败的位置, 输出要滑动到的位置。如 a b c a c 在 j=5(c) 匹配失败, 由  $\text{next}[5]=2$ , 应从 b 开始匹配。

e. 统一  $\text{next}[]$  sstring[] 的下标, 都从 0 开始时  $\text{next}[0]=-1$

49. 对任意的 n 个关键字的序列进行基于比较的排序, 至少要进行  $\lceil \log_2(n!) \rceil$  次两两比较。

50. 除了直插, 冒泡, 归并, 基数外都不稳定。(直基冒归)

51. 第 i 趟快排, 冒泡, 选择后, 会有  $\geq i$  个元素在最终位置。

52. 涉及稳定性时, 哪个数据项要求全局有序后排哪个 (保证有序)。

53. 堆的删除要将堆尾元素置顶, 一次下游最多比较 2 次。

54.k 路归并, 排序趟数 m 满足  $k^m \geq N$ ,  $m = \lceil \log_k N \rceil$

55.m 叉哈夫曼树, 度 0 结点数为  $n_0$ , 度为 m 结点数为  $n_m$ , 则有:  $n_m = \frac{n_0-1}{m-1}$  多余结点数  $u = (n_0-1) \% (m-1)$ , 应增加空归并段数为  $m-u-1$

56. 并行 m 路归并要设置 2m 个输入缓冲区, 2 个输出缓冲区。

57.Hash 函数  $H(\text{key})=\text{key}\%p$ , N 为表长, n 为关键字个数,  $\alpha = \frac{n}{N}$  为填充因子, p 应取不大于表长的最大素数,  $N = \lceil \frac{n}{\alpha} \rceil$  链地址法 (即链表)  $\neq$  线性探测再散列法。

58.Floyd 算法  $A^{(-1)}[i][j] = \text{arcs}[i][j]$ ,  $A^{(k)}[i][j] = \text{Min}\{A^{(k-1)}[i][j], A^{(k-1)}[i][k] +$

$$A^{(k-1)}[k][j]\}, k=0,1,\dots,n-1. A_{n \times n}^{(k)} = \text{Min}\{A_{n \times n}^{(k-1)}, \begin{bmatrix} a_{1k} \\ \dots \\ a_{nk} \end{bmatrix} \oplus \begin{bmatrix} a_{k1} & \dots & a_{kn} \end{bmatrix}\},$$

其中  $\oplus$  表示将矩阵乘法中元素间的运算由乘改为加。 $\text{Min}\{\}$  表示将矩阵对应元素取最小值作为新矩阵值。

59. 邻接表：第  $i$  结点的第  $j$  邻接点：

```
g.vertices[g.vertices[i]->first->...(->next (j-1 nexts))->adjvex]
```

对应网的权  $A_{ij}$ :

```
g.vertices[i]->first(->next(j nexts))->info
```

60. 平均查找长度  $\neq$  最大查找长度，看清“平均”“最坏情况”。

61. 有向图  $v_i$  到  $v_j$  所有路径：令  $\text{visited}[j]=\text{true}$ ，从  $v_i$  对图进行深度优先遍历，若某次  $\text{NextAdj}$  操作得到  $v_j$ ，则逆序输出（从  $\text{stack}[0]$  开始）栈和  $v_j$ 。

62. 邻接表深度优先非递归遍历：

```
void DFS(ALGraph &g,int vi){
 //从vi顶点开始进行深度优先遍历
 ArcNode *stack[g.arcnum];
 int top=0;
 bool visited[g.vexnum];
 for(int i=0; i < g.vexnum; i++) visited[i]=false;
 ArcNode *p=g.vertices[vi]->firstarc;
 cout<<vi<<"□□";
 visited[vi]=true;
 while(p||top>0) {
 if(p) {
 if(!visited[p->adjvex]) {
 cout<<p->adjvex<<"□□";
 visited[p->adjvex]=true;
 stack[++top]=p;
 p=g.vertices[p->adjvex]->firstarc;
 }
 }
 else
 p=stack[top--];
 }
}
```

```

 p = p->nextarc;
 }
 else
 p = stack[top--]->nextarc;
 }
 cout<<endl;
}

```

63. 基于交换排序思想：low 指向左侧第一个要交换的，high 指向右侧第一个要交换的，当 low>=high 时结束，若使用 A[0] 保存 A[low] 第一次交换改为

A[low]=A[high];

，与之对应的交换改为 A[high]=A[low]，最后恢复 A[low] 可减少空间使用。

64. 顶点 k 的偏心度为所有其余点到 k 最短路径中的最大值，最小偏心度的顶点为中心点。

65. Warshall 算法判断 i 到 j 是否有一条路径： $A_{ij}^{(k+1)} = A_{ij}^{(k)} \cup (A_{ik}^{(k)} \cap A_{kj}^{(k)})$

66. 基数排序 = 队列 + 散列

67. 每个判断条件下都应改变状态以避免死循环（输出不算改变状态，赋值算）。

68. 算法中的循环往往对应一个数学归纳过程。

69. 题目中非形式的数据结构要用伪码形式化的定义出来。

70. 最后不要忘了写算法复杂度。