2021 CSP-S(提高级)认证第一轮试题及详细解析

单选选择答案

1A	2B	3A	4C	5C	6C	7C	8B
9D	10A	11A	12C	13C	14C	15B	

一、单项选择题（共 15 题，每题 2 分，共计 30 分，每题仅有一个正确答案案）

1.在 Linux 系统终端中，用于列出当前目录下所含的文件和子目录的命令为（ ）。

A. ls　B. cd　C. cp　D. all

【解析】Linux 系统中：ls 命令用于显示指定工作目录下之内容 (列出目前工作目录所含之文件及子目录)；cd 命令用于切换当前工作目录；cp 命令主要用于复制文件或目录；all 只是用来凑数的，没什么实际意义。

2.二进制数 00101010_2 和 00010110_2 的和为（ ）。

A. 00111100_2 B. 01000000_2　C. 00111100_2　D. 01000010_2

【解析】这是一个最基本的二进制加法，出现了连续的进位算出来是 01000000_2

3.在程序运行过程中，如果递归调用的层数过多，可能会由于（ ）引发错误。

A. 系统分配的栈空间溢出

B. 系统分配的队列空间溢出

C. 系统分配的链表空间溢出

D. 系统分配的堆空间溢出

【解析】递归需要使用到系统堆栈空间，如果递归层数过多，导致系统堆栈空间不足。

4.以下排序方法中，（ ）是不稳定的。

A. 插入排序 B. 冒泡排序 C. 堆排序 D. 归并排序

【解析】待排序的记录序列中可能存在两个或两个以上关键字相等的记录。排序前的序列中 Ri 领先于 Rj（即 i<j）.若在排序后的序列中 Ri 仍然领先于 Rj，则称所用的方法是稳定的。比如 int 数组[1,1,1,6,4]中 a[0],a[1],a[2]的值相等，在排序时不改变其序列，则称所用的方法是稳定的. (插入排序、冒泡排序、二叉树排序、二路归并排序及其他线形排序是稳定的;选择排序、希尔排序、快速排序、堆排序是不稳定的）.

5.以比较为基本运算，对于 2n 个数，同时找到最大值和最小值，最坏情况下需要的最小的比较次数为（ ）。

A. $4n-24n-2$ B. $3n+13n+1$ C. $3n-23n-2$ D. $2n+12n+1$

【解析】比较可以分解成 3 步来进行：第一步先将 2n 个两两比较 n 次将数字分为两组:含有最大值的较大值一组与含有最小值的较小值一组；第二步在较大值组中进行 n-1 次比较得出最大值；第三步在较小值组中进行 n-1 次比较得出最小值，总共 n + n-1 + n-1 = 3n-2 次。

6.现有一个地址区间为 0 到 10 的哈希表，对于出现冲突情况，会往后找第一个空的地址存储（到 10 冲突了就从 0 开始往后），现在要依次存储 $(0,1,2,3,4,5,6,7)$，哈希函数为 $h(x)=x^2 \bmod 11$。请问 7 存储在哈希表哪个地址中（ ）。

A. 5 B. 6 C. 7 D. 8

【解析】对每个数分别计算一下，得出 $h(x)=(0,1,4,9,5,3,3,5)$。重复的调整一下 $0,1,4,9,5,3,6,7$。

7.G 是一个非连通简单无向图（没有自环和重边），共有 36 条边，则该图至少有（ ）个点。

A. 8 B. 9 C. 10 D. 11

【解析】设有 n 个点，除了一个孤立点外剩下点为完全图。$(n-1)*(n-2)/2=36$ 解得 n=10

8.令根结点的高度为 1，则一棵含有 2021 个结点的二叉树的高度至少为（ ）。

A. 10　　B. 11　　C. 12　　D. 2021

【解析】当树为完全二叉树时的高度为最小，所以 $2^{10} \leq 2021 < 2^{11}$

9.　前序遍历和中序遍历相同的二叉树为且仅为（ ）。

A. 只有 1 个点的二叉树

B. 根结点没有左子树的二叉树

C. 非叶子结点只有左子树的二叉树

D. 非叶子结点只有右子树的二叉树

【解析】前序遍历：先根再左子树后右子树，中序遍历：先左子树再根后右子树。所以去掉左子树时两个相同。

10.定义一种字符串操作为交换相邻两个字符。将 DACFEB 变为 ABCDEF 最少需要（ ）次上述操作。

A. 7　　B. 8　　C. 9　　D. 6

【解析】ADCFEB->ACDFEB->ACDEFB->ACDEBF->ACDBEF->

ACBDEF->ABCDEF，共 7 次 。

11.有如下递归代码

```
solve(t, n):
if t=1return1
elsereturn5 * solve(t-1,n) mod n
```

则 solve(23,23) 的结果为（ ）。

A. 1　　B. 7　　C. 12　　D. 22

【解析】程序的运行结果为 5^{22} mod 23,根据用费马小定理，在 p 为素数的情况下，$a^{p-1}\equiv 1$（mod p），所以 $5^{22}\equiv 1(\mathrm{mod}23)$ 。

12.斐波那契数列的定义为：$F_1=1,F_2=1,F_n=F_{n-1}+F_{n-2}(n\geq 3)$。现在用如下程序来计算斐波那契数列的第 n 项，其时间复杂度为（ ）。

```
F(n):
if n<=2return1
elsereturnF(n-1) + F(n-2)
```

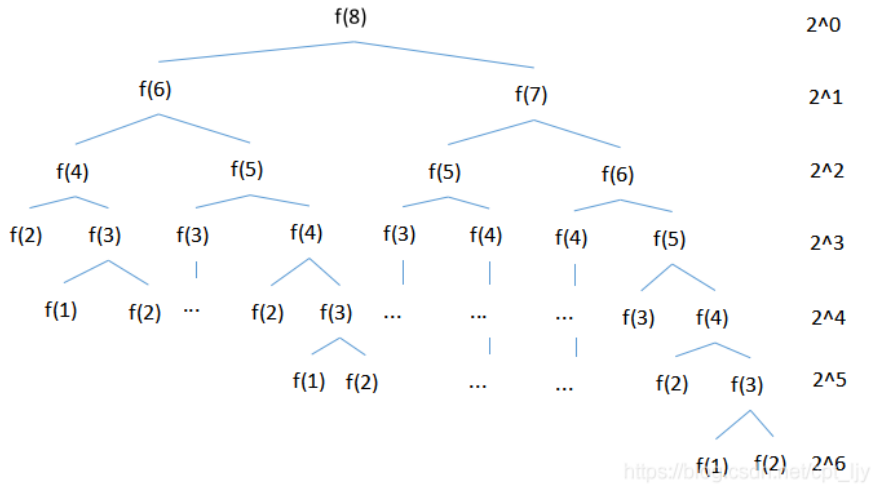
A. O(n)B. $O(n^2)$C. $O(2^n)$D. O(nlogn)

【解析】时间复杂度

f(n) = f(n-1) + f(n-2) 每一层都包含一个加法操作

例如 n = 8 时，T(n) = 2^0 + 2^1 + 2^2 + 2^3 + 2^4 + 2^5 + 2^6 = 2^7-1

O(n) = 2^7-1 = 2^n



13.有 8 个苹果从左到右排成一排，你要从中挑选至少一个苹果，并且不能同时挑选相邻的两个苹果，一共有（ ）种方案。

A. 36　　B. 48　　C. 54　　D. 64

【解析】只选 1 个苹果，有 8 种结果；选 2 个苹果，有 6+5+4+3+2+1=21 种；选 3 个苹果，有 4+3+2+1+3+2+1+2+1+1=20 种；选 4 个苹果，有 5 种。

所以总 8+21+20+5=548+21+20+5=54 。

14.设一个三位数 n=a,b,c，其中 a,b,c 均为 1 到 9 之间的整数，若以 a,b,c 作为三角形的三条边可以构成等腰三角形（包括等边），则这样的 n 有（ ）个。

A. 81　　B. 120　　C. 165　　D. 216

【解析】考虑 a=b≠c 有几种。

1,1 无解。2,2 有 2+2−1−1=2 种。

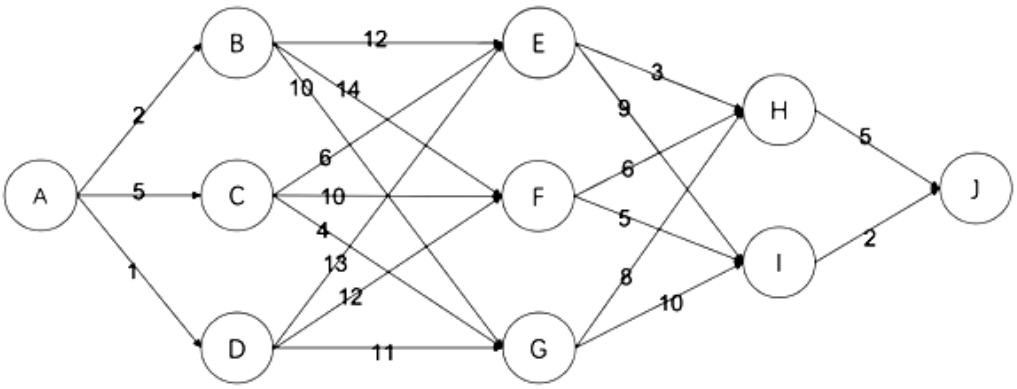
同理，3,3 有 4 种，4,4 有 6 种，后面 5 到 9 都是 8 种。

所以 8×5+6+4+2=52 。

而 a=b=c 有 9 种。

所以 52×3+9=165 。

15.有如下的有向图，节点为 A, B, … , J, 其中每条边的长度都标在图中。则节点 A 到节点 J 的最短路径长度为（ ）



A. 16　　B. 19　　C. 20　　D. 22

【解析】单源最短路径问题，没有负边权，可以用 dijkstra 算法模拟一下 。

二、阅读程序（程序输入不超过数组或字符串定义的范围：判断题正确填 √，错误填 x：除特殊说明外，判断题 1.5 分，选择题 3 分，共计 40 分）

```cpp
#include <iostream>
#include <cmath>
using namespace std;

const double r = acos(0.5);

int a1,b1, c1,d1;
int a2,b2,c2,d2;

inline int sq(const int x){ return x*x;}
inline int cu(const int x){return x*x*x;}

int main()
{
    cout.flags(ios::fixed);
    cout.precision(4);

    cin >>a1 >>b1 >>c1 >>d1;
    cin >>a2 >>b2 >>c2 >>d2;

    int t=sq(a1-a2)+sq(b1-b2)+sq(c1-c2);

    if(t <= sq(d2 -d1))cout<< cu(min(d1,d2))*r*4;
    else if(t >= sq(d2+ d1)) cout << 0;
    else {
        double x= d1 -(sq(d1)-sq(d2)+t)/ sqrt(t)/ 2;
        double y= d2-(sq(d2)-sq(d1)+ t)/ sqrt(t)/ 2;
        cout<<(x*x*(3 *d1-x)+y *y*(3 *d2-y))*r;
    }
    cout << endl;
    return 0;
}
```

假设输入的所有数的绝对值都不超过 1000，完成下面的判断题和单选题和判断题：

【解析】首先先看一下程序,通过求 t 可以猜出这是三维坐标系。还有 r 可以大致猜测是球。

因为 $\cos 60^\circ=0.5$，而 60° 在弧度制下就是 $\pi/3$。

可以猜测一下，因为 $V=4/3\pi r^3$， r 是 $\pi/3$，所以本题和球关系很大，而 d 是半径。

16. 将第 21 行中 t 的类型声明从 int 改为 double，不会影响程序运行的结果。（）

【解析】没有任何下取整的操作，并且结果也是 double 不影响,故判对。

17.将第 26、27 行中的/sqrt(t)/2 替换为/2/sqrt(t)，不会影响程序运行的结果。

（ ）

【解析】这里 sqrt 是小数，若先除以 2 会默认下取整。故判错。

18.将第 28 行中的 x * x 改成 sq(x)、y * y 改成 sq(y)，不会影响程序运行的结果。

（ ）

【解析】sq() 函数内是算 int 类型的平方，这里的 x 和 y 都是 double 类型。故判错。

19.（2 分）当输入为 0 0 0 1 1 0 0 1 时，输出为 1.3090。（ ）

【解析】手动模拟，这个不会难算。结果为 5π/12 估算一下，差不多,故判对。

20.当输入为 1 1 1 1 1 1 1 2 时，输出为（ ）。

A. 3.1416 B. 6.2832 C. 4.7124 D. 4.1888

【解析】走特判，所以 4/3πr3 直接带进去，其中 r 取 1 。

21.（2.5 分）这段代码的含义为（ ）。

A. 求圆的面积并 B. 求球的体积并

C. 求球的体积交 D. 求椭球的体积并

【解析】根据上面的分析和特判的 min，所以判断是交 。

```cpp
#include <algorithm>
#include <iostream>
using namespace std;

int n, a[1005];

struct Node
{
    int h,j,m,w;

    Node(const int _h,const int _j,const int _m,const int _w):
        h(_h),j(_j),m(_m),w(_w)
    {}

    Node operator+(const Node &o)const
    {
        return Node(
            max(h,w + o.h),
            max(max(j,o.j),m + o.h),
            max(m + o.w,o.m),
            w +o.w);
    }
};
```

```
24
25  Node solve1(int h, int m)
26  {
27      if(h >m)
28          return Node(-1,-1,-1,-1);
29      if(h== m)
30          return Node(max(a[h],0),max(a[h],0),max(a[h],0),a[h]);
31      int j=(h + m)>>1;
32      return solve1(h,j)+ solve1(j+ 1, m);
33  }
34
35  int solve2(int h,int m)
36  {
37      if (h>m)
38          return -1;
39      if (h == m)
40          return max(a[h],0);
41      int j=(h+m)>>1;
42      int wh = 0, wm = 0;
43      int wht = 0, wmt = 0;
44      for(int i=j;i>=h;i--){
45          wht += a[i];
46          wh = max(wh, wht);
47      }
48      for(int i=j+1;i<= m; i++){
49          wmt += a[i];
50          wm = max(wm,wmt);
51      }
52      return max(max(solve2(h,j),solve2(j+1,m)),wh+ wm);
53  }
54
55  int main()
56  {
57      cin >>n;
58      for(int i=1;i<= n;i++)cin >>a[i];
59      cout << solve1(1,n).j<< endl;
60      cout << solve2(1, n)<< endl;
61      return 0;
62  }
```

【解析】这是一段求最大子段和的程序。

22.程序总是会正常执行并输出两行两个相等的数。（ ）

【解析】这个没啥问题，正确。

23.第 28 行与第 38 行分别有可能执行两次及以上。（ ）

【解析】考虑二分到最边界，此时 (n,n+1) 会分成 (n,n) 和 (n+1,n+1) ,相等情况被特判走了，所以不会走那两行特判。若开头输入的 n<0，也只会分别执行一次。故判错。

24.当输入为 5 -10 11 -9 5 -7 时，输出的第二行为“7”。（ ）

【解析】n=5,所以这一段的最大字段和为 11 ,故判错。

25.solve1(1, n) 的时间复杂度为（ ）。

A. O(logn) B. O(n) C. O(nlogn) D. O(n!)

【解析】T(n)=2T(n/2)+1T(n)=2n−1 。

26.solve2(1, n) 的时间复杂度为（ ）。

A. O(logn) B. O(n) C. O(nlogn) D. O(n!)

【解析】T(n)=2T(n/2)+nO(nlogn) 。

27.当输入为 10 -3 2 10 0 -8 9 -4 -5 9 4 时，输出的第一行为（ ）。

A. 13 B. 17 C. 24 D. 12

【解析】n=10,所以最大字段和为 2 10 0 -8 9 -4 -5 9 4 ，为 17。

(3)

```cpp
#include <iostream>
#include <string>
using namespace std;

char base[64];
char table[256];

void init()
{
    for(int i=0;i<26;i++) base[i]='A'+i;
    for(int i=0;i<26;i++) base[26+i]='a'+i;
    for(int i=0;i<10;i++) base[52+i]='0'+ i;
    base[62]='+',base[63]='/';

    for(int i=0;i<256;i++)table[i]=0xff;
    for(int i=0;i<64; i++)table[base[i]]=i;
    table['='] = 0;
}

string encode(string str)
{
    string ret;
    int i;
    for(i= 0;i+3<= str.size();i += 3){
        ret += base[str[i] >> 2];
        ret += base[(str[i]& 0x03)<< 4|str[i+ 1] >>4];
        ret+= base[(str[i+ 1]&0xf)<< 2|str[i+ 2]>>6];
        ret += base[str[i + 2] &0x3f];
    }
    if(i <str.size()){
        ret += base[str[i]>>2];
        if(i+1== str.size()){
            ret+= base[(str[i]& 0x03)<< 4];
            ret += "==";
        }
        else {
            ret+= base[(str[i]&0x03)<< 4|str[i+ 1]>>4];
            ret += base[(str[i +1] & 0x0f)<< 2];
            ret +="=";
        }
    }
    return ret;
}

```

```
45  string decode(string str)
46  {
47      string ret;
48      int i;
49      for(i=0;i< str.size();i +=4){
50          ret+=table[str[i]]<<2 | table[str[i+1]]>>4;
51          if(str[i+ 2] != '=')
52          ret +=(table[str[i+1]]& 0x0f)<<4 | table[str[i+2]]>>2;
53          if(str[i+ 3] !='=')
54              ret+=table[str[i+2]]< 6|table[str[i+3]];
55      }
56      return ret;
57  }
58
59  int main()
60  {
61      init();
62      cout<<int(table[0])<< endl;
63
64      int opt;
65      string str;
66      cin >> opt >>str;
67      cout<<(opt? decode(str):encode(str))<<endl;
68      return 0;
69  }
```

【解析】根据函数名 decode 和 encode 以及程序的描述，能比较清晰地发现这是一个加密和解密的过程。

28.程序总是先输出一行一个整数，再输出一行一个字符串。（ ）

【解析】错误，因为有可能被解码成换行符‘\n’而导致换行

29.对于任意不含空白字符的字符串 str1，先执行程序输入 0 str1，得到输出的第二行记为 str2；再执行程序输入 1 str2，输出的第二行必为 str1。（ ）

【解析】因为是加密和解密，这两个必然相同。故判对。

30.当输入为 1 SGVsbG93b3JsZA==时，输出的第二行为 HelloWorld。（ ）

【解析】手动模拟,判错。

31.设输入字符串长度为 n，encode 函数的时间复杂度为（ ）。

A. Θ,O(n)B. O(n) C. O(nlogn)D. O(n!)

【解析】看程序，是 O(n) 的 。

32.输出的第一行为（ ）。

A. 0xff B. 255 C. 0xFF D. -1

【解析】因为 table 数组的类型被定义为 char, 所以结果是-1 而不是 0xff 或者 255 。

33.（4 分）当输入为 0 CSP2021csp 时，输出的第二行为（ ）。

A. Q1NQMjAyMWNzcAv= B. Q1NQMjAyMGNzcA==

C. Q1NQMjAyMGNzcAv= D. Q1NQMjAyMWNzcA==

【解析】模拟一下程序运行情况 。

三、完善程序（单选题，每小题 3 分，共计 30 分）

(1)（魔法数字）小 H 的魔法数字是 4 。给定 n ，他希望用若干个 4 进行若干次加法、减法和整除运算得到 n 。但由于小 H 计算能力有限，计算过程中只能出现不超过 M=10000 的正整数。求至少可能用到多少个 4 。例如，当 n=2 时，有 2=(4+4)/4，用到了 3 个 4，是最优方案。

```cpp
#include <iostream>
#include <cstdlib>
#include <climits>

using namespace std;

const int M = 10000;
bool Vis[M + 1];
int F[M + 1];

void update(int &x, int y) {
    if(y<x)
    x = y;
}

int main(){
    int n;
    cin >> n;
    for(int i = 0; i<= M; i++)
        F[i]=INT_MAX;
    ① ;
    int r = 0;
    while(② ){
        r++;
        int x = 0;
        for(int i = 1; i <= M; i++)
            if(③ )
                x = i;
        Vis[x] = 1;
        for(int i = 1; i <= M; i++)
            if (④ ) {
                int t = F[i] + F[x];
                if(i + x <= M)
                    update(F[i + x],t);
                if(i != x)
                    update(F[abs(i-x)],t);
                if(i%x ==0)
                    update(F[i/x],t);
                if(x%i == 0)
                    update(F[x / i], t);
    }
```

试补全程序。

本题类似 dijkstra ，每次选择已经确定最小操作的数字来转移到其他数字。

而 vis 记录已经确定不会再更改操作数的数。

34. ①处应填（ ）

A. F[4] = 0 B. F[1] = 4 C. F[1] = 2 D. F[4] = 1

【解析】首先 4 需要的操作数是 1，1 需要的是 2。对于程序来说，都是小操作数转移到大操作数。

35. ②处应填（ ）

A. !Vis[n]　　B. r < n

C. F[M] == INT_MAX　　D. F[n] == INT_MAX

【解析】结束掉件首先肯定是 n 已经算出来了。但 r 似乎对本题没有任何影响……

当 F_n 有值时也不一定是最优的，只有当 F_n 作为可以去转移别人的时候才是最优的。

36. ③处应填（ ）

A. F[i] == r　　B. !Vis[i] && F[i] == r

C. F[i] < F[x]　　D. !Vis[i] && F[i] < F[x]

【解析】这题真的很像 dijkstra，选择一个没转移过的但又不会再被转移的数。

37. ④处应填（ ）

A. F[i] < F[x]　　B. F[i] <= r　　C. Vis[i]　　D. i <= x

【解析】两个数转移到新的数，只有当这两个数都是最优的时候，才能保证本次转移不会白转移（指其中一个数再更新本次转移作废）。

(2)（RMQ 区间最值问题）给定序列 $a_1,\ldots,a_n$ 和 m 次询问，每次询问给定 l,r，求 $\max\{a_1,\ldots,a_n\}$。

为了解决该问题，有一个算法叫 the Method of Four Russians ，其时间复杂度为 $O(n+m)$ ，步骤如下：

- 建立 Cartesian（笛卡尔）树，将问题转化为树上的 LCA（最近公共祖先）问题。
- 对于 LCA 问题，可以考虑其 Euler 序（即按照 DFS 过程，经过所有点，环游回根的序列），即求 Euler 序列上两点间一个新的 RMQ 问题。
- 注意新的问题为 ± 1 RMQ，即相邻两点的深度差一定为 1 。

下面解决这个 ± 1 RMQ 问题，“序列”指 Euler 序列：

- 设 t 为 Euler 序列长度。取 $b=\lceil \log_2 t/2 \rceil$。将序列每 b 个分为一大块，使用 ST 表（倍增表）处理大块间的 RMQ 问题，复杂度 $O(t/b \log t)=O(n)$ 。
- （重点）对于一个块内的 RMQ 问题，也需要 $O(1)$ 的算法。由于差分数组 2^{b-1} 种，可以预处理出所有情况下的最值位置，预处理复杂度 $O(b2^b)$，不超过 $O(n)$ 。
- 最终，对于一个查询，可以转化为中间整的大块的 RMQ 问题，以及两端块内的 RMQ 问题。

试补全程序。

```cpp
#include <iostream>
#include <cmath>

using namespace std;005

const int MAXN = 100000,MAXT = MAXN << 1;
const int MAXL = 18,MAXB = 9,MAXC = MAXT / MAXB;

struct node {
    int val;
    int dep, dfn, end;
    node *son【2】//son【0】, son【1】分别表示左右儿子013
} T[MAXN];

int n,t,b,c,Log2[MAXC + 1];
int Pos[(1<<(MAXB-1))+5],Dif[MAXC+1];
node *root,*A[MAXT],*Min[MAXL][MAXC];

void build(){//建立 Cartesian树
    static node *S[MAXN + 1];
    int top = 0;
    for(int i= 0;i< n;i++){
        node*p=&T[i];
        while(top && S[top]->val< p->val)
            ⊕ ;
        if(top)
            ⊕ ;
        S[++top]=P;
    }
    root = S[1];
}

void DFS(node*p){//构建 Euler 序列
    A[p->dfn=t++]=P;
    for(int i= 0;i< 2;i++)
        if(p->son[i]){
            p->son[i]->dep=p->dep+1;
            DFS(p->son[i]);
            A[t++] = p;
        }
    p->end = t - 1;
}

node *min(node*x, node*y) {
    return ⊕  ? x : y;
}

void ST_init() {
    b =(int)(ceil(log2(t)/2));
    c= t / b;
    Log2[1] =0;
    for(int i = 2;i <= c;i++)
        Log2[i] = Log2[i >>1] + 1;
    for(int i= 0;i< c;i++){
        Min[0][i]=A[i*b];
        for(int j=1;j<b;j++)
            Min[0][i]=min(Min[0][i],A[i*b+j]);
    }
    for(int i=1,l= 2;l<= c;i++,l<<= 1)
        for(int j= 0j+1<= c;j++)
            Min[i][j]= min(Min[i-1][j],Min[i-1][j+(l>>1)]);
```

```
}

064 void small_init(){//块内预处理
    for(int i= 0;i<= c;i++)
        for(int j=1;j<b&&i*b+j<t;j++)
            if(a )
                Dif[i] |=1<<(j-1);
    for(int S=0;S<(1<<(b-1));S++){
        int mx = 0, v = 0;
        for(int i=1;i<b;i++){
            a ;
            if(v<mx){
                mx=v;
                Pos[S] = i;
            }
        }
    }
}

node *ST_query(int l,int r){
    int g = Log2[r - l + 1];
    return min(Min[g][l],Min[g][r -(1<< g)+1]);
}

node *small_query(int l, int r{//块内查询
    int p = l/b;
    int S = a ;
    return A[l+ Pos[S]];
}

node *query(int l, int r){
    if(l>r)
        return query(r, l);
    int pl=l/b,pr=r/b;
    if(pl == pr){
        return small_query(l, r);
    } else {
        node *s = min(small_query(l,pl* b + b - 1), small_query(pr* * b,r));
        if(pl+1<=pr - 1)
            s = min(s,ST_query(pl+1,pr - 1));
        return s;
    }
}

int main(){
    int m;
    cin >> n >> m;
    for(int i = 0; i< n; i++)
        cin >> T[i].val;
    build();
    DFS(root);
    ST_init();
    small_init();
    while(m--){
        int l,r
        cin >>l>>r;
        cout << query(T[l].dfn,T[r].dfn)->val<< endl;
    }
    return 0;
}
```

38.①处应填（ ）

A. p->son[0] = S[top--]　B. p->son[1] = S[top--]

C. S[top--]->son[0] = p　D. S[top--]->son[1] = p

【解析】这部分是在建笛卡尔树，笛卡尔树就是对于序列区间 (l,r)，选取最大值 x 做为这区间的根，然后再跑 (l,x−1) 和 (x+1,r)，再和这两个区间的根连边。可以用单调栈来解决。对于栈顶小于当前元素的情况，显然可以不断弹出，使当前元素找到他最大的左二子。

39.②处应填（ ）

A. p->son[0] = S[top]　B. p->son[1] = S[top]

C. S[top]->son[0] = p　D. S[top]->son[1] = p

【解析】而上述操作结束后，栈顶的元素就比当前元素大，所以可以先把栈顶的右儿子设为当前元素。若后面出现更大的也会覆盖掉。

40.③处应填（ ）

A. x->dep < y->dep B. x < y

C. x->dep > y->dep　D. x->val < y->val

【解析】其实在建完笛卡尔树后，val 就没有用处了。这部分的 min 是在处理 st 的时候用的，所以是考虑深度。另外都 min 了不可能去操作 max 的方法吧。

41.④处应填（ ）

A. A[i * b + j - 1] == A[i * b + j]->son[0]

B. A[i * b + j]->val < A[i * b + j - 1]->val

C. A[i * b + j] == A[i * b + j - 1]->son[1]

D. A[i * b + j]->dep < A[i * b + j - 1]->dep

【解析】因为只有 +1 和 −1 两种情况，所以按照题目说法，这里的二进制也是表示这个，用来存储本块内的情况。

42.⑤处应填（ ）

A. v += (S >> i & 1) ? -1 : 1

B. v += (S >> i & 1) ? 1 : -1

C. v += (S >> (i - 1) & 1) ? 1 : -1

D. v += (S >> (i - 1) & 1) ? -1 : 1

【解析】这里是预处理出块内所有的 2^{b-1} 种情况，方便到时候 O(1))算，因为刚刚是后者小于前者时为 1 。所以为 1 的时候应该 −1 ，反之 +1 。另外注意一下 i 是从 1 开始的，故

43.⑥处应填（ ）

A. (Dif[p] >> (r - p * b)) & ((1 << (r - 1)) - 1)

B. Dif[p]

C. (Dif[p] >> (l - p * b)) & ((1 << (r - 1)) - 1)

D. (Dif[p] >> ((p + 1) * b - r)) & ((1 << (r - l + 1)) - 1)

【解析】对于一个块内的查询 (l,r) 。这里的 S 是要确认本区间的状态。而刚刚的 Dif 已经预处理好了，p 是块的位置。