

[比赛链接](#)

补题情况

题目	蒋贤蒙	王赵安	王智彪
A	0	0	0
C	2	0	0
E	0	0	0
F	0	0	2
G	2	0	2
I	0	0	0
J	2	0	1

题解

C. Cheating and Stealing

题意

给定一个长度为 n 的 01 串 S 。对每个 $i=1\sim n$ 询问下述流程的结果：

1. 初始化答案为 0
2. 找到最短的前缀满足至少有 i 个 0 或者 i 个 1 ，且 0 的个数和 1 的个数的差值不小于 2 ，如果没有满足条件的前缀则输出答案
3. 对这个前缀，如果 1 比 0 多，则答案加一
4. 删除这个前缀，跳回操作 2

题解

首先不难发现对于固定 i 。由于每次操作至少取出长度为 i 的前缀，所以上述操作最多执行 $O(\frac{n}{i})$ 次，所以总操作次数 $O(n\log n)$ 。

所以如果能 $O(1)$ 找到每次操作满足条件的前缀，即可 $O(n\log n)$ 解决此题。

首先考虑如何找到至少有 i 个 0 或者 i 个 1 的最短前缀，可以提前记录第 k 个 0 和 1 的位置，分被为 $p(0,k)$ 和 $p(1,k)$ 。

于是可以 $O(1)$ 跳转。接下来在这个位置的基础上寻找满足 0 的个数和 1 的个数的差值不小于 2 的位置。

如果当前位置已经满足条件，则已经找到前缀。否则假如当前位置的得分差为 1 ，则在移动一位，使得分差为 0 或 2 。如果是 2 则也已经找到前缀。

接下来只需要考虑得分差为 0 的情况，提前维护 next 数组表示从得分相同到比赛结束的位置。

不难发现有 $\text{next}(i)=(s[i]==s[i+1])?\text{next}(i+2)$ 。提前预处理后也可以 $O(1)$ 跳转。

```
const int MAXN=1e6+5,MAXM=21,mod=998244353;
char s[MAXN];
int pre[MAXN],nxt[MAXN],det[MAXN],p1[MAXN],p0[MAXN],cnt1,cnt0;
int quick_pow(int n,int k){
    int ans=1;
    while(k){
        if(k&1)ans=1LL*ans*n%mod;
        n=1LL*n*n%mod;
        k>>=1;
    }
    return ans;
}
int solve(int n,int i){
    int lef=1,ans=0;
    while(true){
        int c1=cnt1-pre[lef-1],c0=n-lef+1-c1,rig=n+1;
        if(c1>=i)
            rig=min(rig,p1[pre[lef-1]+i]);
        if(c0>=i)
            rig=min(rig,p0[lef-1-pre[lef-1]+i]);
        if(rig==n+1)
            break;
        if(abs(det[rig]-det[lef-1])<2){
            if(det[rig-1]!=det[lef-1])
                rig++;
            rig=nxt[rig];
        }
        if(rig==0)
            break;
        if(det[rig]-det[lef-1]>=2)
            ans++;
        lef=rig+1;
    }
    return ans;
}
int main(){
    int n=read_int();
    scanf("%s",s+1);
    _rep(i,1,n){
        if(s[i]=='W'){
            p1[++cnt1]=i;
            pre[i]=1;
            det[i]=1;
        }
        else{
            p0[++cnt0]=i;
            pre[i]=0;
            det[i]=-1;
        }
    }
}
```

```

    pre[i]+=pre[i-1];
    det[i]+=det[i-1];
}
for(int i=n-1;i;i--)
nxt[i]=(s[i]==s[i+1])?i+1:nxt[i+2];
int ans=0;
_rep(i,1,n)
ans=(ans+1LL*solve(n,i)*quick_pow(n+1,i-1))%mod;
enter(ans);
return 0;
}

```

F. Finding Points

题意

给定一个凸包，点按照逆时针给出，然后求凸包内一点，想要这个点与这个凸多边形相邻点组成的 n 个角的最小值最大，求这个最大值 \square $(4 \leq n \leq 100)$

题解

赛场上两分钟出思路，然后看通过率...感觉是不是有坑就没敢写...赛后听说改数据了...血亏！

显然要二分（废话）。

然后对于每一组相邻的点，这个点和这两个点组成的角大于某个角，则这个点一定在这两个点组成的大弓形内，根据圆周角求 n 个圆看面积交即可，然后比赛的时候猜到会有点跑到凸包外面的情况，但是我不写圆的交再交凸包，这也是我怂了的原因之一，谁知道改数据嘛！

所以就是个板子题...

```

int N;
Point ppx[110];
int main() {
    scanf("%d",&C.n);
    N=C.n;
    for(int i=0;i<C.n;i++) {
        ppx[i].input();
    }
    ppx[C.n]=ppx[0];
    double l=eps,r=2.0*acos(-1)/N;
    while(r-l>1e-15) {
        double mid=(l+r)/2;
        for (int i=0;i<C.n;i++) {
            C.c[i].r=(ppx[i].distance(ppx[i+1])/2/sin(mid));
            double dtmp=C.c[i].r*cos(mid);
            Point ptmp=(ppx[i]+ppx[i+1])/2;
            Point pptmp=(ppx[i]-ptmp);

```

```
pptmp=pptmp.rotright();  
pptmp=pptmp.trunc(dtmp);  
ptmp=ptmp+pptmp;  
C.c[i].p=ptmp;  
}  
C.getarea();  
if(C.ans[C.n]>1e-20)l=mid;  
else r=mid;  
}  
printf("%.20lf\n",l*180/pi);  
return 0;  
}
```

G. Greater Integer, Better LCM

题意

给一个大数的质因数分解形式，设为 c 并给出 a 和 b 求最小的 $x+y$ 使得 $\text{lcm}(a+x,b+y)=c$ ($1 \leq n \leq 18$) 代表质因子个数，保证因子幂次和相加不超过 18 $a,b,c \leq 10^{\{32\}}$

题解

类似于数位 dp 我们对每一个质因子进行枚举幂次，并且状压，位为 1 代表这一个因子的幂次取满，不取满为 0 $dp[con]$ 代表这个压缩状态下的相对于 b 的最小代价，也就是 b 最少要补多少才能到这个状态。

于是我们跑出初始每个状态下的最小代价，但是还需要处理 a 我们把每一个末状态放进 vec 里，然后看哪些比 a 大，代价是存的 v 值减 a 剩下至少需要满足 $(1 < n) - 1 - con$ 的状态，于是我们需要找一个无后效性的求状态数组的方法，就是让 dp 数组变成至少满足这个状态的最小代价。再处理一下就好了

```
#include <bits/stdc++.h>  
using namespace std;  
#define ll __int128  
  
inline void scan(ll &X) {  
    X = 0;  
    int w=0;  
    char ch=0;  
    while(!isdigit(ch)) {  
        w|=ch=='-';  
        ch=getchar();  
    }  
    while(isdigit(ch)) X=(X<<3)+(X<<1)+(ch^48),ch=getchar();  
    if (w) X = -X;  
}
```

```

}
void print(ll x) {
    if (!x) return ;
    if (x < 0) putchar('-'), x = -x;
    print(x / 10);
    putchar(x % 10 + '0');
}

ll n,p[110],q[110],a,b;
ll dp[270000];
vector<pair<ll,int> > d;

void dfs(ll pos,ll value,int con) {
    if(pos==n) {
        d.push_back(make_pair(value,con));
        if(value>=b) dp[con]=value-b;
        return;
    }
    for(int i=0;i<=q[pos];i++) {
        dfs(pos+1,value,(i==q[pos])?(con|(1<<pos)):con);
        value=value*p[pos];
    }
}

int main() {
    memset(dp,0x3f3f3f3f,sizeof(dp));
    scan(n);
    for(int i=0;i<n;i++) scan(p[i]),scan(q[i]);
    scan(a);
    scan(b);
    dfs(0,1,0);
    for(int i=0;i<n;i++) {
        for(int j=0;j<(1<<n);j++) {
            if(!(j&(1<<i))) dp[j]=min(dp[j],dp[j+(1<<i)]);
        }
    }
    ll ans=1e36;
    for (int i=0;i<d.size();i++) {
        pair<ll,int> x=d[i];
        if (x.first>=a) ans=min(ans,x.first-a+dp[(1<<n)-1-x.second]);
    }
    if(ans) print(ans);
    else puts("0");
    return 0;
}

```

被吊打的标算

考虑枚举 $S=\{p_1,p_2\cdots p_n\}$ 的所有子集。

对每个子集 $T=\{a_1, a_2 \dots a_i\}$ 强制令 x 取 $\{p_1, p_2 \dots p_n\}-T$ 的每个素因子的最高次幂，强制令 y 取 T 的每个素因子的最高次幂。

这样，就消除了 $\text{lcm}(x,y)=c$ 的限制，接下来分别考虑 $x \geq a, y \geq b$ 的限制。

不难发现 x 在 $a_1 a_2 \dots a_i$ 的幂次都是自由的，设 $x = \frac{c}{a_1^{q_1} a_2^{q_2} \dots a_i^{q_i}}$ 因此需要找到最小的 $\frac{c}{a_1^{q_1} a_2^{q_2} \dots a_i^{q_i}}$ 且 $x \geq a$

一种暴力解法为直接枚举 $a_1^{q_1} a_2^{q_2} \dots a_i^{q_i}$ 的所有因子，最坏情况下 c 有 n 个因子，每个因子幂次均为 1 。

此时时间复杂度等价于子集枚举套子集枚举的时间复杂度，可以认为是

$$\sum_{i=0}^n \binom{n}{i} 2^i = (1+2)^n$$

考虑一个优化，将 $a_1^{q_1} a_2^{q_2} \dots a_i^{q_i}$ 平均分成两个序列，每个序列枚举因子，对一个序列的因子进行排序，然后另一个序列进行二分查找。

这样里层子集枚举的复杂度优化为 $O(n \sqrt{2}^n)$ 总时间复杂度为

$$\sum_{i=0}^n \binom{n}{i} i \sqrt{2}^i = (1+\sqrt{2})^{n+1}$$

```
const int MAXN=18;
int n,p[MAXN],q[MAXN];
LL A[1<<MAXN],B[1<<MAXN];
LL vec1[1<<MAXN],vec2[1<<MAXN];
vector<pair<int,int> > d;
int cal(int l,int r,LL *vec){
    int n=0;
    vec[n++]=1;
    _for(i,l,r){
        int last=n;
        LL x=1;
        _for(j,0,d[i].second){
            x*=d[i].first;
            _for(k,0,last)
                vec[n++]=vec[k]*x;
        }
    }
    return n;
}
void solve(LL v,LL *ans){
    _for(i,0,1<<n){
        LL base=1;
        d.clear();
        _for(j,0,n){
            if(i&(1<<j))
                d.push_back(make_pair(p[j],q[j]));
            else{
                _for(k,0,q[j])
```

```

        base*=p[j];
    }
}
int n1=cal(0,d.size()/2,vec1);
int n2=cal(d.size()/2,d.size(),vec2);
sort(vec1,vec1+n1);
ans[i]=1e32;
_for(j,0,n2){
    vec2[j]*=base;
    int pos=lower_bound(vec1,vec1+n1,(v+vec2[j]-1)/vec2[j])-vec1;
    if(pos!=n1)
        ans[i]=min(ans[i],vec1[pos]*vec2[j]);
}
}
}
int main(){
    n=read_int();
    _for(i,0,n){
        p[i]=read_int();
        q[i]=read_int();
    }
    LL a=read_LL(),b=read_LL();
    solve(a,A);
    solve(b,B);
    LL ans=1e32;
    int S=(1<<n)-1;
    _for(i,0,1<<n)
        ans=min(ans,A[i]+B[S^i]-a-b);
    enter(ans);
    return 0;
}

```

I. Interval Queries

题意

给定一个长度为 n 的序列 A 接下来有 q 个询问。每次询问给定 l, r, k 求

$$\sum_{i=0}^{k-1} f(l-i, r+i)$$

其中 f 定义如下

$$f(l, r) = \max(\{k \mid \exists x \text{ for all } i (0 \leq i \leq k-1 \text{ to } \exists j (l \leq j \leq r, a_j = x+i))\})$$

题解

考虑回滚莫队处理询问，难点在于怎么维护最大的 k

实际上，这等价于维护数轴上的最长连续线段。可以令 $\text{vl}(x)$ 表示以数 x 为左端点的线段在数轴上的右端点。

$\text{vr}(x)$ 表示以数 x 为右端点的线段在数轴上的左端点。于是只需要保证每条线段的两个端点的 vl, vr 正确性即可，不难 $O(1)$ 维护。

时间复杂度 $O(\sqrt{n} + \sum k)$

```
const int MAXN=1e5+5,mod=998244353;
int blk_sz,a[MAXN];
struct query{
    int l,r,k,idx;
    bool operator < (const query &b)const{
        if(l/blk_sz!=b.l/blk_sz)return l<b.l;
        return r<b.r;
    }
}opt[MAXN];
struct node{
    int p1,v1,p2,v2,ans;
}st[MAXN];
int curlen,vis[MAXN],vl[MAXN],vr[MAXN],tp;
void add(int v){
    if(vis[v]++)return;
    int l=vis[v-1]?vl[v-1]:v;
    int r=vis[v+1]?vr[v+1]:v;
    st[++tp]=node{l,vr[l],r,vl[r],curlen};
    vr[l]=r;
    vl[r]=l;
    curlen=max(curlen,r-l+1);
}
void del(int v){
    if(--vis[v])return;
    vr[st[tp].p1]=st[tp].v1;
    vl[st[tp].p2]=st[tp].v2;
    curlen=st[tp].ans;
    tp--;
}
int solve(int l,int r,int k,int n){
    int ans=curlen,base=1;
    _for(i,1,k){
        add(a[l-i]);
        add(a[r+i]);
        base=1LL*base*(n+1)%mod;
        ans=(ans+1LL*curlen*base)%mod;
    }
    for(int i=k-1;i;i--){
        del(a[r+i]);
        del(a[l-i]);
    }
    return ans;
}
```

```

}
int ans[MAXN];
int main()
{
//    freopen("test.in","r",stdin);
int n=read_int(),q=read_int();
_rep(i,1,n)
a[i]=read_int();
_for(i,0,q){
    int l=read_int(),r=read_int(),k=read_int();
    opt[i]=query{l,r,k,i};
}
blk_sz=n/sqrt(q)+1;
sort(opt,opt+q);
_for(i,0,q){
    if(opt[i].l/blk_sz==opt[i].r/blk_sz){
        _rep(j,opt[i].l,opt[i].r)
        add(a[j]);
        ans[opt[i].idx]=solve(opt[i].l,opt[i].r,opt[i].k,n);
        for(int j=opt[i].r;j>=opt[i].l;j--)
        del(a[j]);
    }
}
int lef=1,rig=0,lst=-1;
_for(i,0,q){
    if(opt[i].l/blk_sz!=opt[i].r/blk_sz){
        if(opt[i].l/blk_sz!=lst){
            while(lef<=rig)del(a[rig--]);
            lst=opt[i].l/blk_sz;
            rig=min(lst*blk_sz+blk_sz-1,n);
            lef=rig+1;
        }
        while(rig<opt[i].r)add(a[++rig]);
        int tlef=lef;
        while(tlef>opt[i].l)add(a[--tlef]);
        ans[opt[i].idx]=solve(opt[i].l,opt[i].r,opt[i].k,n);
        while(tlef<lef)del(a[tlef++]);
    }
}
_for(i,0,q)enter(ans[i]);
return 0;
}

```

From:
<https://wiki.cvbbacm.com/> - CVBB ACM Team

Permanent link:
https://wiki.cvbbacm.com/doku.php?id=2020-2021:teams:legal_string:%E7%BB%84%E9%98%9F%E8%AE%AD%E7%BB%83%E6%AF%94%E8%B5%9B%E8%AE%B0%E5%BD%95:contest9&rev=1627811027

Last update: 2021/08/01 17:43