

CodeChef February Challenge 2021

[比赛链接](#)

Prime Game

题意

给定一个数 A 并且 A 的初始值为 $X!$

接下来两个人轮流操作，每次操作选择一个不超过 N 且质因子种数不超过 Y 的正整数 D 得到 $A-D$

先找到 0 的玩家获胜。给定 T 组询问，每个询问给定 X 询问先手玩家是否可以必胜。

题解

首先将所有素数从小到大排列，记为 p_1, p_2, \dots 同时设 $B = \prod_{i=1}^{Y+1} p_i$

记状态一表示 $B \mid A$ 状态二表示 $B \nmid A$

显然如果当前处于状态一，则下一步一定进入状态二，因为 $B \nmid D$

如果当前处于状态二，则可以取 $D \equiv A \pmod B$ 则 $B \mid A-D$ 且 $B \nmid D$ 所以 D 至多有 Y 种素因子，即 D 合法。

于是如果 A 一开始是状态一，则每次行动玩家一一定进入状态二，而玩家二一定有办法回到状态一。

由于状态二中不存在 0 ，所以玩家一必败。如果 A 一开始是状态二，则玩家一像上一种情况的玩家二一样操作即可，此时玩家一必胜。

于是线性筛预处理，然后判定 X 是否不超过 p_y 即可，时间复杂度 $O(X+T)$

Multiple Games

题意

给定严格递增的正整数序列 A_1, A_2, \dots, A_n 保证 $A_i + A_1 \geq A_{i+1}$ 一开始由我方选定一个 G 使得 $0 \leq G \leq M$

接下来 q 场游戏，每场游戏我方先手，且一开始有 G 个石头。第 i 场游戏每次可以拿 $\{A_1, A_{i+1}, \dots, A_n\}$ 个石头。

问必胜场次最多有几场。

题解

首先给出两个博弈游戏等价的定义：对同一个状态(本题为当前石头数)，两个博弈游戏要么都是必胜状态要么都是必败状态。

另外假设每次可以拿的石头为 $[l,r]$ 个，则必胜状态为 $G \bmod (l+r) \geq l$

接下来给出两个条件：

1. 每次可以拿 $S = \{a_1, a_2, \dots, a_k\}$ 个石头的游戏等价于每次可以拿 $[\min S, \max S]$ 个石头的游戏。
2. 对任意 $a_i, a_j \in S$ 若 $a_i + \min S \leq a_j$ 则存在 $a_k \in S$ 使得 $a_i \leq a_k \leq a_j$

下面证明这两个条件等价。首先不妨令 $a_1 \leq a_2 \leq \dots \leq a_n$

当条件一成立时，假设存在 $a_i + a_1 \leq a_j$ 且不存在 $a_k \in S$ 使得 $a_i \leq a_k \leq a_j$ 的情况。

于是有 $j = i + 1$ 即 $a_i + a_1 \leq a_{i+1}$ 取 $G \bmod (a_1 + a_k) = a_1 + a_i$ 根据条件一 G 是必胜状态。

于是如果选取 $a_1 \sim a_i$ 则 $a_1 \leq G \bmod (a_1 + a_k) \leq a_i$ 根据条件一 G 是必胜状态。

如果选取 $a_{i+1} \sim a_k$ 则 $G \bmod (a_1 + a_k) \geq 2a_1 + a_i$ 根据条件一 G 是必胜状态。

于是 G 是必败状态，矛盾。于是充分性证毕。

当条件二成立时，首先考虑 $0 \leq G \leq a_1 + a_k$ 易知 $0 \leq G \leq a_1$ 是必败状态。

当 $a_i \leq G \leq a_{i+1}$ 时，取 a_i 个石头，根据条件二，有 $a_i + a_1 \geq a_{i+1}$ 于是 $G' = G - a_i \leq a_1$ 是必败状态。

于是 $a_1 \leq G \leq a_k$ 是必胜状态。当 $a_k \leq G \leq a_1 + a_k$ 时取 a_k 个石头有 $G' \leq a_i$ 于是 G 也是必胜状态。

于是 $0 \leq G \leq a_1 + a_k$ 时必胜状态为 $a_1 \leq G \leq a_1 + a_k$

数学归纳法设 $k(a_1 + a_k) \leq G \leq (k+1)(a_1 + a_k)$ 满足条件一。

当 $(k+1)(a_1 + a_k) \leq G \leq (k+1)(a_1 + a_k) + a_1$ 时，任意取石头 $a_1 \sim a_k$

发现总有 $k(a_1 + a_k) + a_1 \leq G \leq (k+1)(a_1 + a_k)$ 全是必胜状态，于是 G 是必败状态。

当 $(k+1)(a_1 + a_k) + a_1 \leq G \leq (k+2)(a_1 + a_k)$ 类比 $a_1 \leq G \leq a_1 + a_k$ 的取法即可到达必败状态，于是 G 是必胜状态。必要性证毕。

回到原题，现在只需要考虑选取 G 使得其满足尽可能多的 $G \bmod (a_{l_i} + a_{r_i}) \geq a_{l_i}$ 即可。

考虑维护 $0 \leq G \leq m$ 的答案数组。对 $a_{l_i} + a_{r_i} \geq \sqrt{m}$ 的询问，可以转化为不超过 $O(\sqrt{m})$ 次区间加操作。

利用差分和前缀和可以 $O(\sqrt{m})$ 处理每个上面询问。

对 $a_{l_i} + a_{r_i} \leq \sqrt{m}$ 的询问，考虑用 $O(\sqrt{m})$ 个长度不超过 $O(\sqrt{m})$ 的数组 c 维护贡献。

对每个上面询问使得 $c_{(l_i+r_i)(l_i \sim r_i)}$ 加一。

最后从 $0 \sim m$ 扫描一遍答案数组，同时加上这 $O(\sqrt{m})$ 的数组的当前位置贡献，然后每个数组指针移动一位。

总时间复杂度 $O((m+q)\sqrt{m})$

```

const int MAXN=2e5+5,MAXM=500;
int a[MAXN],s[MAXN],c[MAXM][MAXM],p[MAXM];
int main()
{
    int T=read_int();
    while(T--){
        int n=read_int(),q=read_int(),m=read_int(),blk=sqrt(m)+1;
        _rep(i,0,m)s[i]=0;
        _for(i,1,blk){
            _for(j,0,i)c[i][j]=0;
            p[i]=0;
        }
        _rep(i,1,n)a[i]=read_int();
        while(q--){
            int l=read_int(),r=read_int();
            if(a[l]+a[r]>=blk){
                int pos=a[l];
                while(pos<=m){
                    s[pos]++;
                    if(pos+a[r]<=m)s[pos+a[r]]--;
                    pos+=a[l]+a[r];
                }
            }
            else{
                _for(i,l,l+r)
                    c[l+r][i]++;
            }
        }
        _rep(i,1,m)s[i]+=s[i-1];
        _rep(i,0,m){
            _for(j,1,blk){
                s[i]+=c[j][p[j]];
                p[j]=(p[j]+1)%j;
            }
        }
        int ans=0;
        _rep(i,0,m)ans=max(ans,s[i]);
        enter(ans);
    }
    return 0;
}

```

```
}
```

XOR Sums

题意

给定正整数序列 $A_1, A_2 \dots A_n$ 接下来 Q 个询问。

定义一个集合的权值为该集合所有元素的异或和，每次询问元素个数不超过 M 的所有子集的权值和。

题解 1

考虑预处理出元素个数分别为 $1 \sim n$ 的子集的权值和，然后 $O(1)$ 处理询问。

按位处理贡献，假设第 i 位为 1 的数有 c_1 个，则第 i 位为 0 的数有 $c_0 = n - c_1$ 个。

于是对子集元素个数为 k 的答案产生的贡献为

$$2^i \sum_{j \in \text{odd}} \binom{c_1}{j} \binom{c_0}{k-j}$$

令 $f(x) = \sum_{i \in \text{odd}} \binom{c_1}{i} x^i$ $g(x) = \sum_{i=0}^{c_0} \binom{c_0}{i} x^i$
于是贡献为

$$2^i [x^k] f(x) g(x)$$

考虑 NTT 卷积，总时间复杂度 $O(n \log n \log v)$

ps. 比赛时考虑 $f_1(x) = (x+1)^{c_1}$, $f_2(x) = (-x+1)^{c_1}$, $g(x) = (x+1)^{c_0}$ 然后贡献为 $2^i [x^k] \frac{(f_1(x) - f_2(x))g(x)}{2}$

然后脑抽使用了多项式 Pow 算 f_1, f_2, g 时间复杂度也是 $O(n \log n \log v)$ 但直接 T 飞了，其实直接 $O(n)$ 二项式就好了。

```
const int MAXN=2e5+5,Mod=998244353,inv2=(Mod+1)/2;
int quick_pow(int a,int k){
    int ans=1;
    while(k){
        if(k&1)ans=1LL*ans*a%Mod;
        a=1LL*a*a%Mod;
        k>>=1;
    }
    return ans;
}
namespace Poly{
    const int G=3;
    int rev[MAXN<<2],Pool[MAXN<<3],*Wn[30];
    void init(){
```

```

int lg2=0,*pos=Pool,n,w;
while((1<<lg2)<MAXN*2)lg2++;
n=1<<lg2,w=quick_pow(G,(Mod-1)/(1<<lg2));
while(~lg2){
    Wn[lg2]=pos,pos+=n;
    Wn[lg2][0]=1;
    _for(i,1,n)Wn[lg2][i]=1LL*Wn[lg2][i-1]*w%Mod;
    w=1LL*w*w%Mod;
    lg2--;n>=1;
}
}
int build(int k){
    int n,pos=0;
    while((1<<pos)<=k)pos++;
    n=1<<pos;
    _for(i,0,n)rev[i]=(rev[i>>1]>>1)|((i&1)<<(pos-1));
    return n;
}
void NTT(int *f,int n,bool type){
    _for(i,0,n)if(i<rev[i])
        swap(f[i],f[rev[i]]);
    int t1,t2;
    for(int i=1,lg2=1;i<n;i<=1,lg2++){
        for(int j=0;j<n;j+=(i<<1)){
            _for(k,j,j+i){
                t1=f[k],t2=1LL*Wn[lg2][k-j]*f[k+i]%Mod;
                f[k]=(t1+t2)%Mod,f[k+i]=(t1-t2)%Mod;
            }
        }
    }
    if(!type){
        reverse(f+1,f+n);
        int div=quick_pow(n,Mod-2);
        _for(i,0,n)f[i]=(1LL*f[i]*div%Mod+Mod)%Mod;
    }
}
void Mul(int *f,int _n,int *g,int _m,int xmod=0){
    int n=build(_n+_m-2);
    _for(i,_n,n)f[i]=0;_for(i,_m,n)g[i]=0;
    NTT(f,n,true);NTT(g,n,true);
    _for(i,0,n)f[i]=1LL*f[i]*g[i]%Mod;
    NTT(f,n,false);
    if(xmod)_for(i,xmod,n)f[i]=0;
}
}
const int MAXS=30;
int c0[MAXS],c1[MAXS],ans[MAXN];
int frac[MAXN],inv[MAXN],f[MAXN<<2],g[MAXN<<2];
int C(int n,int m){
    return 1LL*frac[n]*inv[m]%Mod*inv[n-m]%Mod;
}
}

```

```
int main()
{
    Poly::init();
    int n=read_int();
    _for(i,0,n){
        int a=read_int();
        _for(j,0,MAXS){
            if(a&1)c1[j]++;
            else c0[j]++;
            a>>=1;
        }
    }
    frac[0]=1;
    _rep(i,1,n)frac[i]=1LL*i*frac[i-1]%Mod;
    inv[n]=quick_pow(frac[n],Mod-2);
    for(int i=n;i-->0)inv[i]=1LL*inv[i+1]*i%Mod;
    for(int i=MAXS-1;i>=0;i--){
        _rep(j,0,c1[i]){
            if(j%2==0)f[j]=0;
            else f[j]=C(c1[i],j);
        }
        _rep(j,0,c0[i])g[j]=C(c0[i],j);
        Poly::Mul(f,c1[i]+1,g,c0[i]+1);
        _rep(j,1,n)ans[j]=(2LL*ans[j]+f[j])%Mod;
    }
    _rep(i,1,n)ans[i]=(ans[i]+ans[i-1])%Mod;
    int q=read_int();
    while(q-->0)
        enter(ans[read_int()]);
    return 0;
}
```

题解 2

设 $\text{dp}(i,j,k)$ 表示子集大小为 i 且异或和为 k 的子集个数。

可以 $O(n \log v)$ 得到答案，具体见该[代码](#)

Another Tree with Number Theory

题意

给定一棵以 1 为根的树，接下来 q 次询问。

每次询问给定一个结点 u 初始权值 w 当结点 u 拥有权值 w 时，如果结点 u 是叶子结点，则该权值被吸收。

否则记 u 的儿子结点数为 k 。若 $k \mid w$ 则结点 u 将权值均分为 k 份并转移到每个儿子结点并继续下传，否则该权值损失。

问每次损失的权值。

题解

首先如果某个结点只有一个儿子，则将该结点与其儿子合并。

对结点 u 设他到某个叶子结点的路径上所有点的儿子结点数的乘积为 k 。若 $k \mid w$ 则该叶子结点能吸收权值 $\frac{wk}{k}$ 否则无法吸收。

考虑对每个结点用 map 维护他每个 k 对应的叶子节点数。

由于每次向上一级 k 至少乘以 2 ，于是一个叶子结点最多对 $O(\log w)$ 个祖先节点有贡献。故维护 map 的时间复杂度为 $O(n \log w \log n)$ 。

对每个询问，用其存储在权值对应的桶中，然后跑一遍埃氏筛枚举因子计算贡献。

总时间复杂度 $O(n \log n \log w + w \log w + q \times \text{divisors}(w) \log n)$ 。

如果用哈希表替代 map 时间复杂度为 $(n \log w + w \log w + q \times \text{divisors}(w))$ 。

ps. map 访问空键默认返回 0 但非常慢，不建议利用该特性，推荐用 find 特判后再访问。

From:

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

Permanent link:

https://wiki.cvbbacm.com/doku.php?id=2020-2021:teams:legal_string:jxm2001:contest:cf_feb21&rev=1613475626

Last update: 2021/02/16 19:40