

牛客练习赛83

[比赛链接](#)

D-数列递推

题意

给定 n, f_0 求 $f_{1 \sim n}$ 其中

$$f_i = \sum_{j=1}^i f_{i \bmod j}$$

题解

设 $i = kb + r$ 考虑整数分块枚举 k 设 $t = i \bmod k$ 此时有 $r = t, t+k, t+2k, \dots, i-k$

当 $k \leq \sqrt{n}$ 时，如果能提前维护 $f_t, f_{t+2k}, f_{t+3k}, \dots$ 的前缀和，就可以 $O(1)$ 计算贡献。

当 $k \geq \sqrt{n}$ 时，显然 b, r 唯一，直接计算贡献即可。于是整数分块部分的时间复杂度为 $O(\sqrt{i})$

对每个 i 枚举 $k \leq \sqrt{n}$ 更新 $f_t, f_{t+2k}, f_{t+3k}, \dots$ 的前缀和的时间复杂度为 $O(\sqrt{n})$ 于是总时间复杂度 $O(n\sqrt{n})$

```
const int MAXN=1e5+5,MAXM=405,Mod=998244353;
int f[MAXN];
int s[MAXM][MAXN];
int main()
{
    int n=read_int(),v0=read_int(),m=sqrt(n)+1;
    f[0]=1;
    _for(i,0,m)
        s[i][0]=1;
    _rep(i,1,n){
        int lef=1,rig=0;
        while(lef<=i){
            rig=i/(i/lef);
            int k=i/lef;
            if(k<m)
                f[i]=(f[i]+s[k][i-lef*k])%Mod;
            else
                f[i]=(f[i]+f[i-lef*k])%Mod;
            lef=rig+1;
        }
        _for(k,1,m){
```

```
        if(i>=k)
            s[k][i]=(s[k][i-k]+f[i])%Mod;
        else
            s[k][i]=f[i];
    }
}
_rep(i,1,n){
    f[i]=(1LL*f[i]*v0%Mod+Mod)%Mod;
    space(f[i]);
}
return 0;
}
```

E-小L的疑惑

题意

给定互素的 a, b 求 $ax+by(x, y \geq 0)$ 不能表示的数中第 k 大的数。

题解

首先给定结论当 a, b 互素时 $ax+by(x, y \geq 0)$ 不能表示的正数等价于所有形如 $ab-na-mb(n, m \geq 1)$ 的正数，具体见 [证明](#)

接下来问题转化为求所有形如 $ab-na-mb(n, m \geq 1)$ 的正数中第 k 大的元素。

考虑维护两个队列，队列一维护所有 $ab-a-mb(m=1)$ 且保证递减。

队列二维护所有 $ab-na-mb(n \geq 1, m \geq 2)$ 且保证递减。每次选择当前两个队列的队首的较大者进行 pop 连续 k 次即可得到第 k 大。

队列一的维护仅需要每次 pop 后 m 加一即可。队列二初始时空，每次 pop 元素 t 后将 $t-b$ 加入队列。

现证明这样得到的队列二一定满足递减性质。假设先前 pop 的所有元素确实为前 k 大，记为 $a_1, a_2 \dots a_k$

记本次 pop 的元素为 a_{k+1} 则队列二的当前所有元素一定是由 a_t-b 得到的，由于 $a_t > a_{k+1}$ 所以 $a_t-b > a_{k+1}-b$ 满足单调性。

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

Permanent link: https://wiki.cvbbacm.com/doku.php?id=2020-2021:teams:legal_string:jxm2001:contest:%E7%89%9B%E5%AE%A2%E7%BB%83%E4%B9%A0%E8%B5%9B83&rev=1621734690

Last update: 2021/05/23 09:51