

ACM-template

langman

April 11, 2018



Figure 1: stay hungry stay foolish

Contents

1	头文件	4
2	图论	5
2.1	二分图	5
2.2	并查集	6
2.3	最短路	7
2.3.1	dijkstra	7
2.3.2	spfa	7
2.3.3	Flody	9
2.4	最小生成树	9
2.5	最大流	10
2.5.1	Dinic	10
3	常用数据结构	12
3.1	STL	12
3.2	树状数组	12
3.3	前缀和	13
3.4	线段树	13
3.5	高精度	14
4	数学方面	15
4.1	三个特别的数	15
4.1.1	Fib 数列	15
4.1.2	卡特兰 数	15
4.1.3	斯大林公式	15
4.2	数论	16
4.2.1	素数	16
4.2.2	梅森素数	16
4.2.3	欧几里得	16
4.2.4	乘法逆元	18
4.2.5	欧拉函数	19
4.2.6	莫比乌斯函数	19
4.3	博弈	21
4.3.1	主要的解题思想	21
4.3.2	题型	21
4.3.3	SG函数	21
4.3.4	解题策略	22
4.4	组合数学	22
4.4.1	求组合数	22
4.4.2	polay定理	22
4.4.3	Pell方程	23
4.4.4	lucas定理	23

4.5	线代	25
4.5.1	fft优化多项式乘法	25
4.5.2	矩阵快速幂	25
4.5.3	矩阵方面知识	26
4.6	计算几何	26
4.6.1	几何基本知识	26
4.6.2	判断点是否在多边形中	27
4.6.3	凸包问题	28
5	状态转移 dp	29
5.1	背包	29
5.2	一些常见的dp	29
5.2.1	LIS 最长上升子序列	29
5.3	树形dp	29
5.4	dp	30
5.5	dp	30
5.6	the end	30

1 头文件

```
#include <iostream>
#include <cstdio>
#include <cstring>
#include <string>
#include <algorithm>
#include <queue>
#include <stack>
#include <vector>
#include <cmath>
#include <set>
#include <cstdlib>
#include <functional>
#include <climits>
#include <cctype>
#include <iomanip>
using namespace std;
typedef long long ll;
#define INF 0x3f3f3f3f
const int mod = 1e9+7 ;
#define clr(a,x) memset(a,x,sizeof(a))
#define cle(a,n) for(int i=1;i<=n;i++) a.clear();
const double eps = 1e-6;
int main()
{
    freopen("in.txt","r",stdin);
    freopen("out.txt","w",stdout);
    //舒服了
    return 0;
}
```

2 图论

2.1 二分图

判断是否二分图

```
int color[N], graph[N][N];

//0为白色, 1为黑色
bool bfs(int s, int n) {
    queue<int> q;
    q.push(s);
    color[s] = 1;
    while(!q.empty()) {
        int from = q.front();
        q.pop();
        for(int i = 1; i <= n; i++) {
            if(graph[from][i] && color[i] == -1) {
                q.push(i);
                color[i] = !color[from]; //染成不同的颜色
            }
            if(graph[from][i] && color[from] == color[i]) //颜色有相同, 则不是二分图
                return false;
        }
    }
    return true;
}
```

求出最大匹配数

```
#define N 202
int useif[N]; //记录y中节点是否使用 0表示没有访问过, 1为访问过
int link[N]; //记录当前与y节点相连的x的节点
int mat[N][N]; //记录连接x和y的边, 如果i和j之间有边则为1, 否则为0
int gn, gm; //二分图中x和y中点的数目
int can(int t)
{
    int i;
    for(i=1; i<=gm; i++)
    {
        if(useif[i]==0 && mat[t][i])
        {
            useif[i]=1;
            if(link[i]==-1 || can(link[i]))
            {
                link[i]=t;
            }
        }
    }
}
```

```

        return 1;
    }
}
}
return 0;
}
int MaxMatch()
{
    int i,num;
    num=0;
    memset(link,0xff,sizeof(link));
    for(i=1;i<=gn;i++)
    {
        memset(useif,0,sizeof(useif));
        if(can(i)) num++;
    }
    return num;
}

```

2.2 并查集

```

int par[maxn];
int rank[maxn];

void init()
{
    for(int i = 1;i<=n;i++)
    {
        par[i] = i;
        rank[i] = 0;
    }
}

int find(int x)
{
    return x==par[x]?x:find(par[x]);
}

```

2.3 最短路

两种算法 但是要注意dijkstra无法处理负边的情况

2.3.1 dijkstra

需要注意的在于 可以更优化 我没写了 而且需要注意重边的情况

```
//dijkstra 算法
//无负权
int map[2005][2005]; //记录路径 注意双向
int dp[2005]; //单源最短路径记录
bool vis[2005]; //记录是否用过
int N; //顶点数
void dijkstra(int s)
{
    clr(dp, INF);
    clr(vis, 0);
    dp[s] = 0;
    while(true)
    {
        int v = -1;
        for(int u = 1; u <= N; u++) //从没用过的点中找一个距离最小的顶点
        {
            if(!vis[u] && (v == -1 || dp[u] < dp[v]))
                v = u;
        }
        if(v == -1) break;
        vis[v] = true;
        for(int i = 1; i <= N; i++)
        {
            dp[i] = min(dp[i], dp[v] + map[v][i]);
        }
    }
}
```

2.3.2 spfa

需要注意的是怎么建边 双向边?

```
// Bellman Ford 存在最短路 这个比较难看感觉
//这个可以有负权
//但是 spfa 是在bellmen Ford 的基础上的加强
//这里用的是用前向星的方法去建图
//这里不用判重边的还是很舒服
int N, M;
```

```

int cnt;
struct edge{
int to,Next,w;
}E[maxn];
int pre[maxn],dp[maxn];//pre 路径结点 dp 最短路
bool vis[maxn];
int in[maxn];//这个的作用在于处理进去过多少次 就能看出是不是存在负环
void addedge(int x,int y,int z)
{
E[++cnt] .to = y;
E[cnt].Next = pre[x];
E[cnt].w = z;
pre[x] = cnt;
return;
}
bool spfa(int s)//这个算法还能判断是否存在负环
{
int i,t,temp;
queue<int>Q;
clr(vis,0);
clr(dp,INF);
clr(in,0);

Q.push(s);
vis[s] = true;
dp[s] = 0;

while(!Q.empty())
{
t = Q.front();Q.pop();vis[t] = false;
for(i = pre[t];i;i=E[i].Next)
{
temp = E[i].to;
if(dp[temp] > dp[t]+E[i].w)
{
dp[temp] = dp[t]+E[i].w;
if(!vis[temp])
{
Q.push(temp);
vis[temp] = true;
if(++in[temp]>N) return false; //负环判定关键
}
}
}
}
}

```



```

}
return true;
}

```

2.3.3 Flody

这个就不写了,一个小dp

2.4 最小生成树

这是个什么玩意呢 图里面是吧,找到n-1条边使得生成一颗树,然后他的边权之和最小

```

//prime 算法
//还有一个不想去写了 没有这个必要
//注意重边
// 还有这个算法 在树生成不起来的情况下 需要特判一下
// dfs一遍就行 看是否全联通
int map[maxn][maxn];
int dp[maxn];
int vis[maxn];
int N;
int prime()
{
    clr(dp,INF);
    clr(vis,0);
    dp[1] = 0;
    int res = 0;
    while(true)
    {
        int v = -1;
        for(int u = 1;u<=N;u++)
        {
            if(!vis[u] && (v==-1 || dp[u]<dp[v])) v = u;
        }
        if(v == -1) break;
        vis[v] = 1;
        res += dp[v];
        for(int u = 1;u<=N;u++)
        {
            dp[u] = min(dp[u],map[v][u]);
        }
    }
    return res;
}

```

2.5 最大流

2.5.1 Dinic

板子先存着,坑定用的着

```
//最大流 dinic算法
//记得有时候要建双向边
const int MAXN = 1000;
struct edge{int to,cap,rev;}; //用边来存图
vector<edge>G[MAXN]; //图的链接表表示
int level[MAXN]; //顶点到源点的距离标号
int iter[MAXN]; //当前弧在其之前的边已经没有用了

void addedge(int from,int to,int cap) //为图加一条从from到to的容量为cap的边
{
    G[from].push_back((edge){to,cap,(int)G[to].size()});
    G[to].push_back((edge){from,0,(int)G[from].size()-1});
}

void bfs(int s) //bfs计算从源点出发的距离标号
{
    clr(level,-1);
    queue<int>que;
    level[s] = 0;
    que.push(s);
    while(!que.empty())
    {
        int v = que.front();
        que.pop();
        for(int i = 0;i<G[v].size();i++)
        {
            edge &e = G[v][i];
            if(e.cap>0 && level[e.to]<0)
            {
                level[e.to] = level[v]+1;
                que.push(e.to);
            }
        }
    }
}

int dfs(int v, int t,int f) //通过dfs寻找增广路
{
    if(v == t) return f;
    for(int i = iter[v] ;i<G[v].size();i++)
    {
```

```

    edge &e = G[v][i];
    if(e.cap > 0 && level[v] < level[e.to])
    {
        int d = dfs(e.to,t,min(f,e.cap));
        if(d>0)
        {
            e.cap -=d;
            G[e.to][e.rev].cap += d;
            return d;
        }
    }
}
return 0;
}
int max_flow(int s,int t)    //从 s 到 t 的最大流
{
    int flow = 0;
    while(true)
    {
        bfs(s);
        if(level[t] < 0 ) return flow;
        clr(iter,0);
        int f;
        while((f = dfs(s,t,INF)) > 0 )
            flow += f;
    }
}

```

3 常用数据结构

3.1 STL

```
//头文件
#include <queue>
#include <stack>
#include <string>
#include <set>
#include <map>
struct cmp1{
    bool operator()(int &a,int &b){
        return a>b; //最小值优先
    }
};
int main()
{
    //优先队列
    priority_queue<int,vector<int>,cmp1>que1;
    que1.push(i);que1.top();que1.pop();que1.empty();que1.clear(); //进, 顶, 出, 空, 删,
    //排序
    sort(shu,shu+n,cmp); //范围, 排序方式
    //容器
    vector<int>q2;vector<int> q2_1{1,2,3,4};
    q2.push_back(i);q2.top();q2.pop();q2.empty();q2.clear();q2.size();
    //string一些初始化方法
    char shu[100];
    char s1[] = {"dadaa"};
    string a("sssss"),string s = "qqqq",string s1(s,3,4); //s1是s从下标3开始4个字符的拷
    string s2(s,2); //从s2的第二个字符开始拷贝
    string s3(shu,3); //复制字符串cs的前3个字符到s当中
}
```

3.2 树状数组

适用于的方面是，单点更新，多次查询。

```
//一维的
int tree[maxn];
int lowbit(int t)
{
    return t&(-t);
}
void add(int x,int y)
```

```

{
    for(int i=x;i<=n;i+=lowbit(i))
        tree[i]+=y;
}
int getsum(int x)
{
    int ans=0;
    for(int i=x;i>0;i-=lowbit(i))
        ans+=tree[i];
    return ans;
}
//二维的，自己感觉一下，需要容斥一下
int data[MAX][MAX], n;
int lowbit(int x) {
    return x&-x;
}
void Add(int x, int y, int w) {
    for (int i = x; i <= n; i += lowbit(i)) {
        for (int j = y; j <= n; j += lowbit(j)) {
            data[i][j] += w;
        }
    }
}
int Sum(int x, int y) {
    int ans = 0;
    for (int i = x; i > 0; i -= lowbit(i)) {
        for (int j = y; j > 0; j -= lowbit(j)) {
            ans += data[i][j];
        }
    }
    return ans;
}
}

```

3.3 前缀和

适用于多次区间更新，一次查询，代码就不搞上去了。

3.4 线段树

现在的我对于这方面还不够熟悉，先留个板子

```

long long int node[mod]; //注意数据大小，小心爆了，本渣渣就爆了好久
void build(int l,int r,int root,int n)
{
    int mid;

```

```

    if(l==r)
    {
        scanf("%lld",&node[root]);
        return;
    }
    mid=(l+r)>>1;
    build(l,mid,root<<1,n);
    build(mid+1,r,root<<1|1,n);
}
void update(int L,int R,long long int add,int l,int r,int root)
{
    if(L<=l && R>=r)
    {
        node[root]+=add;
        return ;
    }
    int mid=(l+r)>>1;
    if(L<=mid) update(L,R,add,l,mid,root<<1);
    if(mid<R) update(L,R,add,mid+1,r,root<<1|1);
}
void query(int l,int r,int root,long long int k)
{
    if(l==r)
    {
        if(l==1)printf("%lld",node[root]+k) ;
        else printf(" %lld",node[root]+k) ;
        return ;
    }
    int mid=(l+r)>>1;
    query(l,mid,root<<1,k+node[root]);
    query(mid+1,r,root<<1|1,k+node[root]);
}

```

3.5 高精度

我个人习惯使用Java。

```

import java.util.*;
import java.math.*;
import java.util.Scanner;

public class Main {
    public static void main(String[] args) {
        Scanner cin = new Scanner(System.in);
        while(cin.hasNext())

```

```

{
    int n = cin.nextInt(); //输入的方式比较的麻烦
    BigInteger a = new BigInteger(); //里面是字符串
    BigDecimal b = new BigDecimal();
    //接下来是比较常见的函数以及用法。
    a = a.add(a); a = a.multiply(a);
    BigInteger c = new BigInteger.valueOf(n); //类型转换
    subtract(); //减法
    multiply();
    divide(); //相除取整
    remainder(); //取余
    pow(); a.pow(b)=a^b
    gcd(); //最大公约数
    abs(); //绝对值
    negate(); //取反数
    mod(); a.mod(b)=a%b=a.remainder(b);
}
}
}

```

4 数学方面

4.1 三个特别的数

4.1.1 Fib 数列

$$f(x) = f(x-1) + f(x-2)$$

$$f(0) = 0, f(1) = 1$$

4.1.2 卡特兰 数

$$\sum_{i=1}^n f_i * f_{n-i} = f_n$$

$$h(n) = C_{2n}^n - C_{2n-1}^n$$

注意它这个数字来自于什么情况。

4.1.3 斯大林公式

$$\sqrt{2 * PI * n} * \left(\frac{n}{e}\right)^n = n!$$

4.2 数论

第一个自然是最基础的欧几里得算法，欧几里得算法的用处有很多，求最大公倍数，解方程，很多。在后面的过程会把一些常见的板子列出来，一般来说这些板子都已经经过验证，但是不好说对吧。简单题我们可以通过一些模板直接得出答案，但是怎么说，这些对于难题估计只能算工具，重要的是如何转换。

4.2.1 素数

素数筛法

```
long long su[MAX], cnt;
bool isprime[MAX];
void prime()
{
    cnt=1;
    memset(isprime, 1, sizeof(isprime)); //初始化认为所有数都为素数
    isprime[0]=isprime[1]=0; //0和1不是素数
    for(long long i=2; i<=MAX; i++)
    {
        if(isprime[i])
            su[cnt++]=i; //保存素数i
        for(long long j=1; j<cnt&&su[j]*i<MAX; j++)
        {
            isprime[su[j]*i]=0; //筛掉小于等于i的素数和i的积构成的合数
        }
    }
}
```

4.2.2 梅森素数

一个知识点吧， m 是一个正整数，且 $2^m - 1$ 为素数，那么 m 一定为素数。

如果 m 是一个素数， $M_p = 2^p - 1$ 是梅森数

如果 p 是一个素数，并且 $M_p = 2^p - 1$ 也是素数，那么称 M_p 为梅森素数

对梅森素数的判定是一个算法：

Lucas-Lehmer: $r_k \equiv r_{k-1}^2 - 2 \pmod{M_p}$ $r_1 = 4$ 当且仅当 $r_{p-1} \equiv 0 \pmod{M_p}$

4.2.3 欧几里得

//欧几里得求最大公因数

```
int gcd(int a, int b)
{
    return b == 0 ? a : gcd(b, a % b);
}
```

//扩展欧几里得算法


```

//  $a*x + b*y = gcd(a,b)$  这个是由于  $x$  和  $y$ 
// 不能肯定  $x, y$  的正负
int exgcd(int a,int b,int &x,int &y)
{
    if(b == 0)
    {
        x = 1;
        y = 0;
        return a;
    }
    int r = exgcd(b,a%b,x,y);
    int t = y;
    y = x - (a/b)*y;
    x = t;
    return r;
}

```

然后是基于这个定理得出的一个定理，中国剩余定理

```

int n;
ll a[maxn],m[maxn]; //a余数 m除数
ll gcd(ll a,ll b) {
    return !b?a:gcd(b,a%b);
}
ll exgcd(ll a,ll b,ll &x,ll &y) {
    if (!b) {
        x=1,y=0;
        return a;
    }
    ll d=exgcd(b,a%b,y,x);
    y-=(a/b)*x;
    return d;
}
ll inv(ll a,ll m) {
    ll x,y;
    ll d=exgcd(a,m,x,y);
    if (d==-1) return -1;
    return (x%m+m)%m;
}
bool merge(ll a1,ll m1,ll a2,ll m2,ll &a3,ll &m3) {
    ll d=gcd(m1,m2),c=a2-a1;
    if (c%d) return false;
    c=(c/m2+m2)%m2,
    c/=d,m1/=d,m2/=d,
    c*=inv(m1,m2),

```

```

        c=(c%m2+m2)%m2,
        c=(c*m1*d)+a1;
        m3=m1*m2*d;
        a3=(c%m3+m3)%m3;
        return true;
    }
11 crt() {
    11 a1=a[1],m1=m[1];
    for (int i=2;i<=n;i++) {
        11 aa,mm;
        if (!merge(a1,m1,a[i],m[i],aa,mm)) return -1;
        a1=aa,m1=mm;
    }
    return (a1%m1+m1)%m1;
}

```

4.2.4 乘法逆元

思想是通过扩展欧几里得来得出，如果缘分到了，那么 还能用费马小定理来解

```

//扩展欧几里得
int extgcd(int a, int b, int& x, int& y)
{
    int d = a;
    if(b != 0){
        d = extgcd(b, a % b, y, x);
        y -= (a / b) * x;
    }else {
        x = 1;
        y = 0;
    }
    return d;
}

int mod_inverse(int a, int m)
{
    int x, y;
    extgcd(a, m, x, y);
    return (m + x % m) % m;
}

//费马小定理
//模p, p为素数
return quick(a,p-2);

```

4.2.5 欧拉函数

p为素数时 $\phi(p) = p - 1$

a与n互质的时候 $a^{\phi(n)} \equiv 1 \pmod n$

m,n互质 $\phi(mn) = \phi(m) * \phi(n)$

这个东西好呀，他求的是比n小的，并且和n互质的数的个数

//欧拉函数 求的是 1 -> n-1 中与n 互质的数的个数

```
ll phi(ll n) //直接实现
{
    ll rea = n;
    for(int i = 2; i*i <= n; i++)
    {
        if(n%i == 0)
        {
            rea = rea - rea/i;
            while(n%i == 0) n/=i;
        }
        if(n>1)
            rea = rea - rea/n;
    }
    return rea;
}

//欧拉打表
for(int i = 1; i <= maxn; i++) phi[i] = i;
for(int i = 2; i <= maxn; i+=2) phi[i]/=2;
for(int i = 3; i <= maxn; i+=2)
{
    if(phi[i] == i)
    {
        for(j = i; j <= maxn; j+=i)
        {
            phi[j] = phi[j]/i*(i-1);
        }
    }
}
```

更多的来说我觉得这个东西是一个工具，他对解一些题有很重要的作用，起到一个工具的作用 我目前学的比较浅，对他的优化作用没有很深的了解。

4.2.6 莫比乌斯函数

$$F_n = \sum_{i=1}^n f_i$$

$$f_i = \sum_{d|n} u(d) * f\left(\frac{d}{n}\right)$$

和欧拉函数一样很重要的一个函数他的定义我就不说了，毕竟我latex学的还不好，公式的 插入对我来说用处不大。

```

const int MAXN = 100005;
bool check[MAXN+10];
int prime[MAXN+10];
int mu[MAXN+10];
void Moblus()
{
    clr(check,0);
    mu[1] = 1;
    int tot = 0;
    for(int i = 2; i <= MAXN; i++)
    {
        if( !check[i] )
        {
            prime[tot++] = i;
            mu[i] = -1;
        }
        for(int j = 0; j < tot; j++)
        {
            if(i * prime[j] > MAXN) break;
            check[i * prime[j]] = true;
            if( i % prime[j] == 0 )
            {
                mu[i * prime[j]] = 0;
                break;
            }
            else
            {
                mu[i * prime[j]] = -mu[i];
            }
        }
    }
}

```

4.3 博弈

4.3.1 主要的解题思想

官方说的是通过必败点和必胜点来判定 先通过必败点来推，直接来看必胜点，把问题抽象成图 把状态抽象成点，必败点就是先手必败点，然后通过必败点能走到的搞成必胜点，如过有一个状态没有走过 而且他后面的路都是必胜点那么他就是必败点。感觉就像dp一样，记忆化搜索。当然题目不可能出的那么简单的。不过根据雄爷定理，万事不离期宗，掌握基本，扩展自己去发掘。

4.3.2 题型

巴什博弈

这个是最简单的博弈，就是一堆东西，每个人自己能拿1-n件，谁最后一个拿完谁赢，这个是最简单的，不记录。

威佐夫博弈

有两堆各若干个物品，两个人轮流从某一堆或同时从两堆中取同样多的物品，规定每次至少取一个，多者不限，最后取光者得胜。这个的解题思路在于通过前面的那个np问题来解决，用局势来思考这些问题，前几个局势在于(0,0),(1,2),(3,5),(4,7).....然后一些大佬就总结出了一些牛逼的结论 $(a_k, b_k), a_k = \frac{k * (\sqrt{5} + 1)}{2}, b_k = a_k + k$ 人才。

Fibonacci

有一堆个数为n的石子，游戏双方轮流取石子，满足：

- (1) 先手不能在第一次把所有的石子取完；
- (2) 之后每次可以取的石子数介于1到对手刚取的石子数的2倍之间（包含1和对手刚取的石子数的2倍）。约定取走最后一个石子的人为赢家。结论是 当n为Fibonacci数时，先手必败

尼姆博弈

有三堆各若干个物品，两个人轮流从某一堆取任意多的物品，规定每次至少取一个，多者不限，最后取光者得胜。这个博弈有点意思 他的必败点的局势在于 $(a, b, c) a \wedge b \wedge c = 0$

4.3.3 SG函数

这个在看之前感觉很高级但是啊，好像也就是一个dp的过程，通过一个必败点，看成起点然后，那个方法看成通向下一个起点的路，然后找所有能直接到这个必败点的必胜点。好像也就那么回事。好像能解决的都是小数字题这是一个板子，f里面存的是方法，多堆问题可以转化成异或来解决。

```
void getSG(int n){
    int i,j;
    memset(SG,0,sizeof(SG));
    for(i = 1; i <= n; i++){
        memset(S,0,sizeof(S));
        for(j = 0; f[j] <= i && j <= N; j++)
```

```

        S[SG[i-f[j]]] = 1;
        for(j = 0;;j++) if(!S[j]){
            SG[i] = j;
            break;
        }
    }
}

```

4.3.4 解题策略

* 1：相信自己的第一感觉

2：博弈都会和一些特别的数搭边，所以第一件事坑定是分析局势然后找找看是不是有特别的意义，像什么 卡特兰数，f i b 数列，幂次方，异或的值是否为 0；

3：不挂怎么说，记得打表。

4.4 组合数学

4.4.1 求组合数

第一个是求组合数,方法很多不去列举，注意的是一一般来说，组合数都是需要去模一个数，所以他的分母在计算的时候是需要去求逆元的

```

LL C[1005][1005];
void init()
{
    C[0][0] = 1;
    C[1][0] = C[1][1] = 1;
    for(int i = 2; i <= 1000; i++) {
        C[i][0] = 1;
        for(int j = 1; j <= i; j++)
            C[i][j] = (C[i-1][j-1] + C[i-1][j]) % mod;
    }
}

```

4.4.2 polay定理

设 $G=p_1, p_2, \dots, p_t$ 是 $X=a_1, a_2, \dots, a_n$ 上一个置换群，用 m 种颜色对 X 中的元素进行涂色，那么不同的涂色方案数为

$$\frac{1}{G} \sum_{k=1}^t m^{Cyc(p_k)}$$

$Cyc(p_k)$ 是置换 p_k 的循环节个数

4.4.3 Pell方程

$$x^2 - dy^2 = 1$$

当d不为平方数时，有无穷多的解。接下来是通项的推导

$$x_{n+1} = x_1 * x_n + d * y_1 * y_n, y_{n+1} = x_1 * y_n + y_1 * x_n$$

暴力求 x_1, y_1 然后矩阵快速幂

4.4.4 lucas定理

当组合数的基数过大的时候进行这些操作但是注意，我们的操作也是要求那个模数为素数，且模数要小的情况下，素数的情况我们可以用扩展lucas定理来解决。一个工具，一个数论上的分支。

```
//卢卡斯定理
//用于求组合数 当那两个玩意特别大的时候
//注意啊，我这里是用快速幂来求乘法逆元
//他的要求为 mod 必须为素数
//好像也没有如果，不然好像还真不知道
int mod;
ll dp[maxn+5];
void init()
{
    dp[0] = 1;
    for(int i = 1; i <= mod; i++)
    {
        dp[i] = dp[i-1] * i % mod;
    }
}
ll quick(ll a, ll n)
{
    ll res = 1;
    while(n)
    {
        if(n & 1) res = res * a % mod;
        a = (a % mod) * (a % mod) % mod;
        n /= 2;
    }
    return res;
}
ll lucas(ll n, ll m)
{
    ll ret = 1;
    while(n && m)
```

```

{
    ll a = n%mod, b = m%mod;
    if(a<b) return 0;
    ret = ((ret * dp[a])%mod*quick(dp[b]*dp[a-b]%mod,mod-2))%mod;
    n/=mod;
    m/=mod;
}
return ret;
}
//扩展卢卡斯定理 及p不为素数 p<=1000000左右吧
//还利用了中国剩余定理
ll n,m,MOD,ans;

ll fast_pow(ll a,ll p,ll Mod)
{
    ll ans=1ll;
    for (;p>=1,a=a*a%Mod)
        if (p&1)
            ans=ans*a%Mod;
    return ans;
}

void exgcd(ll a,ll b,ll &x,ll &y)
{
    if (!b) x=1ll,y=0ll;
    else exgcd(b,a%b,y,x),y-=a/b*x;
}

ll inv(ll A,ll Mod)
{
    if (!A) return 0ll;
    ll a=A,b=Mod,x=0ll,y=0ll;
    exgcd(a,b,x,y);
    x=((x%b)+b)%b;
    if (!x) x+=b;
    return x;
}

ll Mul(ll n,ll pi,ll pk)
{
    if (!n) return 1ll;
    ll ans=1ll;
    if (n/pk)
    {
        for (ll i=2;i<=pk;++i)
            if (i%pi) ans=ans*i%pk;
        ans=fast_pow(ans,n/pk,pk);
    }
}

```



```

    }
    for (ll i=2;i<=n%pk;++i)
        if (i%pi) ans=ans*i%pk;
    return ans*Mul(n/pi,pi,pk)%pk;
}
ll C(ll n,ll m,ll Mod,ll pi,ll pk)
{
    if (m>n) return 0ll;
    ll a=Mul(n,pi,pk),b=Mul(m,pi,pk),c=Mul(n-m,pi,pk);
    ll k=0ll,ans;
    for (ll i=n;i;i/=pi) k+=i/pi;
    for (ll i=m;i;i/=pi) k-=i/pi;
    for (ll i=n-m;i;i/=pi) k-=i/pi;
    ans=a*inv(b,pk)%pk*inv(c,pk)%pk*fast_pow(pi,k,pk)%pk;
    return ans*(Mod/pk)%Mod*inv(Mod/pk,pk)%Mod;
}
ll slove(ll n,ll m,ll p) //求C(n,m) mod p;
{
    for(ll x=p,i=2;i<=p;i++)
    {
        if(x%i == 0)
        {
            ll pk = 1;
            while(x%i == 0) pk*=i,x/=i;
            ans = (ans + C(n,m,mod,i,pk))%mod;
        }
    }
    return ans;
}

```

4.5 线代

4.5.1 fft优化多项式乘法

这个是一个工具，他的作用是加速多项式得乘法。这个点得难处还是在于多项式的构建，其实也不是 非常复杂得东西，当然他的原理，不敢去碰。
关键词：多项式乘法，并且复杂度为 $1e5$ 左右。

4.5.2 矩阵快速幂

这类方法，很多是用在递推关系式的时候，像什么fib数列什么的。

```

struct node
{
    ll p[2][2];
}

```

```

};
node mut(node a,node b)
{
    node o;
    clr(o.p,0);
    for(int i = 0;i<2;i++)
    {
        for(int j = 0;j<2;j++)
        {
            for(int k = 0;k<2;k++)
            {
                o.p[i][j] =( a.p[i][k] * b.p[k][j] + o.p[i][j])%mod;
            }
        }
    }
    return o;
}
node quick(node a,ll l)
{
    node origin;
    clr(origin.p,0);
    origin.p[1][1] = origin.p[0][0] = 1;
    while(l)
    {
        if(l&1) origin = mut(a,origin);
        a = mut(a,a);
        l/=2;
    }
    return origin;
}

```

4.5.3 矩阵方面知识

就是用高斯消元法去解决一些问题，像什么秩和方阵的值。

4.6 计算几何

4.6.1 几何基本知识

矢量

矢量的乘积有很多的作用，注意定义。适用点在于：1:面积 2: 位置

跨立实验与判断两线段是否相交

线段 P_1P_2, Q_1Q_2 ,相交的条件为

$$P_1Q_1 \times P_1P_2 * P_1P_2 \times P_1Q_2 \geq 0$$

$$Q_1P_1 \times Q_1Q_2 * Q_1Q_2 \times Q_1P_2 \geq 0$$

*pick*定理

线段上的是整数点的数的个数 求gcd;

PICK定理 设以整数点为顶点的多边形的面积为S，多边形内部的整数点数为N，多边形边界上的整数点数为L，则 $S=L/2 + N-1$

4.6.2 判断点是否在多边形中

```
const double eps=1e-8;//解析几何中有时并不能保证等于0，在误差范围就行
struct CPoint//点的存法
{
    double x,y;
}point[103];
int dcmp(double x)//不晓得干啥
{
    if(x<-eps) return -1;
    else return (x>eps);
}
double cross(CPoint p0,CPoint p1,CPoint p2)//点乘
{
    return (p1.x-p0.x)*(p2.y-p0.y)-(p2.x-p0.x)*(p1.y-p0.y);
}
double dot(CPoint p0,CPoint p1,CPoint p2)//叉乘
{
    return (p1.x-p0.x)*(p2.x-p0.x)+(p1.y-p0.y)*(p2.y-p0.y);
}
int PointOnSegment(CPoint p0,CPoint p1,CPoint p2)//判断点是否在线段上
{
    return dcmp(cross(p0,p1,p2))==0&& dcmp(dot(p0,p1,p2))<=0;
}
int PointInPolygon(CPoint cp,CPoint p[],int n)//判断点是否在多边形中
{
    int i,k,d1,d2,wn=0;
    // double sum=0;
    p[n]=p[0];
    for( i=0;i<n;i++)
    {
        if(PointOnSegment(cp,p[i],p[i+1])) return 2;
        k=dcmp(cross(p[i],p[i+1],cp));
        d1=dcmp(p[i+0].y-cp.y);
        d2=dcmp(p[i+1].y-cp.y);
        if(k>0&&d1<=0&&d2>0)wn++;
        if(k<0&&d2<=0&&d1>0)wn--;
    }
    return wn!=0;
}
```

```
}
```

为1的时候，则在内部。2，应该是边上。

4.6.3 凸包问题

```
struct node
{
    int x,y;
} a[105],p[105];
int top,n;
double cross(node p0,node p1,node p2)//计算叉乘，注意p0,p1,p2的位置，这个决定了方向
{
    return (p1.x-p0.x)*(p2.y-p0.y)-(p1.y-p0.y)*(p2.x-p0.x);
}
double dis(node a,node b)//计算距离，这个用在了当两个点在一条直线上
{
    return sqrt((a.x-b.x)*(a.x-b.x)+(a.y-b.y)*(a.y-b.y));
}
bool cmp(node p1,node p2)//极角排序
{
    double z=cross(a[0],p1,p2);
    if(z>0||(z==0&&dis(a[0],p1)<dis(a[0],p2)))
        return 1;
    return 0;
}
void Graham()//p是凸包的点
{
    int k=0;
    for(int i=0; i<n; i++)
        if(a[i].y<a[k].y||(a[i].y==a[k].y&&a[i].x<a[k].x))
            k=i;
    swap(a[0],a[k]); //找p[0]
    sort(a+1,a+n,cmp);
    top=1;
    p[0]=a[0];
    p[1]=a[1];
    for(int i=2; i<n; i++)//控制进栈出栈
    {
        while(cross(p[top-1],p[top],a[i])<0&&top)
            top--;
        top++;
        p[top]=a[i];
    }
}
```

```
}
```

5 状态转移 dp

dp的定义: 1: 记忆化搜索; 2: 状态转移 所以我们的解决方案总是跟着这个来走, 从定义出发。 难点集中于两个方面, 状态式的确定和状态转移方程的确定

5.1 背包

背包的问题主要以下几种: 01背包, 部分背包, 完全背包; [相对来说比较简单], 分组背包[个人感觉较难] 背包难在如何, 确定维数, 确定背包的容量是什么以及背包的价值是什么, 还有背包的dp关系转移式。

5.2 一些常见的dp

5.2.1 LIS 最长上升子序列

```
LIS(LDS)
template<class Cmp>
int LIS (Cmp cmp)(nlogn)
{
    static int m, end[N];
    m = 0;
    for (int i=0; i<n; i++)
    {
        int pos = lower_bound(end, end+m, a[i], cmp)-end;
        end[pos] = a[i], m += pos==m;
    }
    return m;
}

cout << LIS(less<int>()) << endl;           //严格上升
cout << LIS(less_equal<int>()) << endl;      //非严格上升
cout << LIS(greater<int>()) << endl;         //严格下降
cout << LIS(greater_equal<int>()) << endl;    //非严格下降
```

```
...
```

5.3 树形dp

关键点在于找状态点间的关系, 他一般只有三个关系, 父亲节点, 儿子节点, 还有兄弟节点, 去找他们之间的关系, 所以一般是两遍dfs 找父亲与儿子的关系, 找儿子与父亲的关系。

5.4 数位dp

这个dp的精髓在于记忆化搜索，也就是在最高位不是被限定的情况下进行记录，这样的话省掉很多多余的步骤。所有的出发点都处于这个目的。

5.5 状压dp

这个dp的精髓在于状态转移，不过能压缩的情况也是很限定的。像什么每个点的状态在于都是能用两个状态来描述，且这些点不多，但是组合的方式很多。一些状压dp经常用的公式。

//1 获得当前行的数

```
int getnum(int x)
```

```
{
```

```
    int ret = 0;
```

```
    while(x)
```

```
    {
```

```
        x &= x-1;
```

```
        ret++;
```

```
    }
```

```
    return ret;
```

```
}
```

//2 看当前行左右是不是满足题设

```
bool check(int x)
```

```
{
```

```
    if(x & x<<1) return 0;
```

```
    return 1;
```

```
}
```

// 看是不是可以满足条件,和题目给的图一样,是可以放的,并且和上一个是不是会冲突

```
bool suit(int x,int y)
```

```
{
```

```
    if(x&y) return 0;
```

```
    return 1;
```

```
}
```

5.6 the end