

指数生成函数(EGF)

算法简介

形如 $F(x)=\sum_{n=0}^{\infty}a_n\frac{x^n}{n!}$ 的函数 a_n 可以提供关于这个序列的信息，一般用于解决有标号组合计数问题。

基本运算

$$F(x)=\sum_{n=0}^{\infty}a_n\frac{x^n}{n!},G(x)=\sum_{n=0}^{\infty}b_n\frac{x^n}{n!}$$

$$F(x)G(x)=\sum_{n=0}^{\infty}\sum_{i=0}^n a_ib_{n-i}\frac{x^n}{i!(n-i)!}=\sum_{n=0}^{\infty}\sum_{i=0}^n \binom{n}{i}a_ib_{n-i}\frac{x^n}{n!}$$

$$\sum_{n=0}^{\infty}k^n\frac{x^n}{n!}=e^{kx},\sum_{n=0}^{\infty}n^{\underline{k}}\frac{x^n}{n!}=x^ke^{x}$$

算法例题

例题一

[洛谷p5748](#)

题意

定义贝尔数 w_n 表示将集合 $\{1,2,\dots,n\}$ 划分为若干个不相交非空集合的方案数，求 w_n

题解

假设将 n 化分到一个大小为 i 的集合，不难得出递推式

$$w_n=[n=0]+\sum_{i=1}^n \binom{n-1}{i-1}w_{n-i}$$

构造 $F(x)=\sum_{n=0}^{\infty}w_n\frac{x^n}{n!},G(x)=\sum_{n=0}^{\infty}\frac{x^n}{n!}=e^x$ 于是有

$$F(x)=1+\int F(x)G(x)\mathrm{d}x=1+\int F(x)e^x\mathrm{d}x$$

接下来考虑求解 $F(x)$

$$\mathrm{d}F(x)=F(x)e^x\mathrm{d}x$$

$$\frac{\mathrm{d}F(x)}{F(x)}=e^x\mathrm{d}x$$

$$F(x) = e^x + C$$

将 $F(0)=1$ 代入，得 $F(x) = \exp(e^x - 1)$ 于是 $w_n = \frac{x^n}{n!} F(x)$

```
const int MAXN=1e5+5,Mod=998244353;
int quick_pow(int a,int b){
    int ans=1;
    while(b){
        if(b&1)
            ans=1LL*ans*a%Mod;
        a=1LL*a*a%Mod;
        b>>=1;
    }
    return ans;
}
namespace Poly{
    const int G=3;
    int rev[MAXN<<2],Wn[30][2];
    void init(){
        int m=Mod-1,lg2=0;
        while(m%2==0)m>>=1,lg2++;
        Wn[lg2][1]=quick_pow(G,m);
        Wn[lg2][0]=quick_pow(Wn[lg2][1],Mod-2);
        while(lg2){
            m<<=1,lg2--;
            Wn[lg2][0]=1LL*Wn[lg2+1][0]*Wn[lg2+1][0]%Mod;
            Wn[lg2][1]=1LL*Wn[lg2+1][1]*Wn[lg2+1][1]%Mod;
        }
    }
    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=0;i<n;i<<=1,lg2++){
            int w=Wn[lg2+1][type];
            for(int j=0;j<n;j+=(i<<1)){
                int cur=1;
                _for(k,j,j+i){
                    t1=f[k],t2=1LL*cur*f[k+i]%Mod;
                    f[k]=(t1+t2)%Mod,f[k+i]=(t1-t2)%Mod;
                    cur=1LL*cur*w%Mod;
                }
            }
        }
    }
}
```

```

    }
}
if(!type){
    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;
}
void Inv(const int *f,int *g,int _n){
    static int temp[MAXN<<2];
    if(_n==1)return g[0]=quick_pow(f[0],Mod-2),void();
    Inv(f,g,(_n+1)>>1);
    int n=build((_n-1)<<1);
    _for(i,(_n+1)>>1,n)g[i]=0;
    _for(i,0,_n)temp[i]=f[i];_for(i,_n,n)temp[i]=0;
    NTT(g,n,true);NTT(temp,n,true);
    _for(i,0,n)g[i]=(2-1LL*temp[i]*g[i]%Mod)*g[i]%Mod;
    NTT(g,n,false);
    _for(i,_n,n)g[i]=0;
}
void Ln(const int *f,int *g,int _n){
    static int temp[MAXN<<2];
    Inv(f,g,_n);
    _for(i,1,_n)temp[i-1]=1LL*f[i]*i%Mod;
    temp[_n-1]=0;
    Mul(g,_n,temp,_n-1,_n);
    for(int i=_n-1;i-->0)g[i]=1LL*g[i-1]*quick_pow(i,Mod-2)%Mod;
    g[0]=0;
}
void Exp(const int *f,int *g,int _n){
    static int temp[MAXN<<2];
    if(_n==1)return g[0]=1,void();
    Exp(f,g,(_n+1)>>1);
    _for(i,(_n+1)>>1,_n)g[i]=0;
    Ln(g,temp,_n);
    temp[0]=(1+f[0]-temp[0])%Mod;
    _for(i,1,_n)temp[i]=(f[i]-temp[i])%Mod;
    Mul(g,(_n+1)>>1,temp,_n,_n);
}
}
int a[MAXN<<2],b[MAXN<<2],frac[MAXN];
int main()
{
    Poly::init();
}

```

```
frac[0]=1;
_for(i,1,MAXN) frac[i]=1LL*frac[i-1]*i%Mod;
a[1]=1;
Poly::Exp(a,b,1e5+1);
b[0]--;
Poly::Exp(b,a,1e5+1);
int T=read_int();
while(T--){
    int n=read_int();
    enter(1LL*a[n]*frac[n]%Mod);
}
return 0;
}
```

拓展

洛谷p4841

考虑对结果的解释 $e^x - 1 = \sum_{n=1}^{\infty} a_n \frac{x^n}{n!} (a_n = 1)$ 可以理解为将所有 n 个元素化为为一个集合的方案数 a_n 的 EGF

$\exp(e^x - 1) = \sum_{i=0}^{\infty} \frac{A^i(x)}{i!}$ 式子中 $\sum_{i=0}^{\infty}$ 可以理解为枚举最终划分的集合数 i

$A^i(x)$ 可以理解为将所有元素划分为 i 个非空集合 $i!$ 可以理解为划分的集合之间无序所以除以全排列数。

类似的，设 n 个点带标号生成树的 EGF 为 $F(x)$ 则 n 个点带标号生成森林的 EGF 为 $\exp F(x)$

其中 n 个点带标号生成树的 EGF 容易求得为 $\sum_{n=0}^{\infty} n^{n-2} \frac{x^n}{n!}$ 所以取 \exp 即可快速求得 n 个点带标号生成森林的 EGF

设 n 个点带标号无向连通图的 EGF 为 $F(x)$ 则 n 个点带标号无向图的 EGF 为 $\exp F(x)$

其中 n 个点带标号无向图的 EGF 容易求得为 $\sum_{n=0}^{\infty} 2^{\binom{n-1}{2}} \frac{x^n}{n!}$ 所以取 \ln 即可快速求得 n 个点带标号无向连通图的 EGF

```
const int MAXN=13e4+5,Mod=1004535809;
int quick_pow(int a,int b){
    int ans=1;
    while(b){
        if(b&1)
            ans=1LL*ans*a%Mod;
        a=1LL*a*a%Mod;
        b>>=1;
    }
    return ans;
}
```

```

}
namespace Poly{
const int G=3;
int rev[MAXN<<2],Wn[30][2];
void init(){
int m=Mod-1,lg2=0;
while(m%2==0)m>>=1,lg2++;
Wn[lg2][1]=quick_pow(G,m);
Wn[lg2][0]=quick_pow(Wn[lg2][1],Mod-2);
while(lg2){
m<<=1,lg2--;
Wn[lg2][0]=1LL*Wn[lg2+1][0]*Wn[lg2+1][0]%Mod;
Wn[lg2][1]=1LL*Wn[lg2+1][1]*Wn[lg2+1][1]%Mod;
}
}
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=0;i<n;i<<=1,lg2++){
int w=Wn[lg2+1][type];
for(int j=0;j<n;j+=(i<<1)){
int cur=1;
_for(k,j,j+i){
t1=f[k],t2=1LL*cur*f[k+i]%Mod;
f[k]=(t1+t2)%Mod,f[k+i]=(t1-t2)%Mod;
cur=1LL*cur*w%Mod;
}
}
}
if(!type){
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;
}
void Inv(const int *f,int *g,int _n){

```

```
static int temp[MAXN<<2];
if(_n==1)return g[0]=quick_pow(f[0],Mod-2),void();
Inv(f,g,(_n+1)>>1);
int n=build((_n-1)<<1);
_for(i,(_n+1)>>1,n)g[i]=0;
_for(i,0,_n)temp[i]=f[i];_for(i,_n,n)temp[i]=0;
NTT(g,n,true);NTT(temp,n,true);
_for(i,0,n)g[i]=(2-1LL*temp[i]*g[i]%Mod)*g[i]%Mod;
NTT(g,n,false);
_for(i,_n,n)g[i]=0;
}
void Ln(const int *f,int *g,int _n){
static int temp[MAXN<<2];
Inv(f,g,_n);
_for(i,1,_n)temp[i-1]=1LL*f[i]*i%Mod;
temp[_n-1]=0;
Mul(g,_n,temp,_n-1,_n);
for(int i=_n-1;i;i--)g[i]=1LL*g[i-1]*quick_pow(i,Mod-2)%Mod;
g[0]=0;
}
}
int a[MAXN<<2],b[MAXN<<2],frac[MAXN],invfrac[MAXN];
int main()
{
Poly::init();
int n=read_int();
frac[0]=a[0]=1;
_rep(i,1,n){
frac[i]=1LL*frac[i-1]*i%Mod;
a[i]=quick_pow(2,1LL*i*(i-1)/2%(Mod-1));
}
invfrac[n]=quick_pow(frac[n],Mod-2);
for(int i=n;i;i--)
invfrac[i-1]=1LL*invfrac[i]*i%Mod;
_rep(i,0,n)a[i]=1LL*a[i]*invfrac[i]%Mod;
Poly::Ln(a,b,n+1);
enter(1LL*b[n]*frac[n]%Mod);
return 0;
}
```

例题二

题意

定义错排数 a_i 等于长度为 n 且 $p_i \neq i$ 的置换个数，求错排数 a_n

题解

$p_{i \neq i}$ 等价于不含长度为 1 的置换环，考虑所有元素处于同一个置换环时的 EGF

$$\sum_{n=2}^{\infty} (n-1)! \frac{x^n}{n!} = \sum_{n=2}^{\infty} \frac{x^n}{n} = -\ln(1-x) - x$$

错排等价于将置换划分为若干个长度不为 1 的置换环，于是错排数的 EGF 即为 $\exp(-\ln(1-x) - x)$

例题三

题意

求满足 $\underbrace{\text{f} \circ \text{f} \circ \dots \circ \text{f}}_{k} = \underbrace{\text{f} \circ \text{f} \circ \dots \circ \text{f}}_{k-1}$ 的长度为 n 的置换个数。

题解

建图，连有向边 $i \rightarrow f(i)$ 由于 $\underbrace{\text{f} \circ \text{f} \circ \dots \circ \text{f}}_{k} = \underbrace{\text{f} \circ \text{f} \circ \dots \circ \text{f}}_{k-1}$ 该图显然存在自环，且所有点 $k-1$ 步内一定到达自环点。

而该图只有 n 条边，于是该图显然只存在一个环，于是只存在一个自环点，设其为根节点，于是忽略自环则该图恰好为一个内向树。

于是问题转化为求 n 个点带标号的深度不超过 k (假设根节点深度为 1) 的生成树的 EGF 设其为 $F_k(x)$

显然这等价于选择一个点作为根节点然后取 $n-1$ 个点带标号的深度不超过 $k-1$ 的生成森林向其连边。

$$\text{于是有 } \frac{x^n}{n!} F_k(x) = n \frac{x^{n-1}}{(n-1)!} \exp F_{k-1}(x) = \frac{x^n}{n!} \exp x F_{k-1}(x)$$

$$\text{即 } F_k(x) = \exp x F_{k-1}(x) \quad \text{边界条件 } F_1(x) = x \quad \text{时间复杂度 } O(nk \log n)$$

例题四

CF891E

题意

给定 n 个数 a_1, a_2, \dots, a_n

接下来 k 次操作。每次随机选取其中一个数 $x \in [1, n]$ 将 a_x 减一，同时得到 $\prod_{i \neq x} a_i$ 的分数。

问最终得分的期望值，答案对 10^9+7 取模。

题解

设势能函数为 $\prod_{i=1}^n a_i$ 发现每次操作得分恰好等于势能函数减少量。

不妨设 c_i 表示 k 次操作中 $x=i$ 的次数，则最终得分为 $\prod_{i=1}^n a_i - \prod_{i=1}^n (a_i - c_i)$

考虑计算每个方案的 $\prod_{i=1}^n (a_i - c_i)$ 的和，最后除以总方案数 n^k

对每种方案 (c_1, c_2, \dots, c_n) 显然有 $\frac{k!}{c_1! c_2! \dots c_n!}$ 个，发现这与 EGF 卷积相似。

构造生成函数 $F_i(x) = \sum_{j=0}^{\infty} (a_i - j) \frac{x^j}{j!} = \sum_{j=0}^{\infty} a_i \frac{x^j}{j!} - \sum_{j=0}^{\infty} j \frac{x^j}{j!} = (a_i - x)e^x$
 $F(x) = \prod_{i=1}^n F_i(x) = e^{nx} \prod_{i=1}^n (a_i - x)$

不难发现所有方案对应答案为 $\frac{x^k}{k!} F(x)$

考虑分治 FFT 处理 $\prod_{i=1}^n (a_i - x)$ 假设计算结果为 $b_0 + b_1x + b_2x^2 + \dots + b_nx^n$

$$F(x) = \left(\sum_{i=0}^{\infty} \frac{n^i x^i}{i!} \right) \left(\sum_{i=0}^n b_i x^i \right) = \sum_{i=0}^{\infty} x^i \sum_{j=0}^i \frac{n^{i-j} b_j}{(i-j)!} = \sum_{i=0}^{\infty} \frac{x^i}{i!} \sum_{j=0}^{\min(i, n)} n^{i-j} \underline{j} b_j$$

于是 $\frac{x^k}{k!} F(x) = n^k \sum_{i=0}^{\min(k, n)} \frac{x^{\underline{i}} b_i}{n^i}$

```
const int MAXN=1e5+5,mod=1e9+7,m=sqrt(mod)+0.5;
const long double pi=acos(-1.0);
int quick_pow(int x,int k){
    int ans=1;
    while(k){
        if(k&1)ans=1LL*ans*x%mod;
        x=1LL*x*x%mod;
        k>>=1;
    }
    return ans;
}
struct complex{
    long double x,y;
    complex(long double x=0.0,long double y=0.0):x(x),y(y){}
    complex operator + (const complex &b){
        return complex(x+b.x,y+b.y);
    }
    complex operator - (const complex &b){
        return complex(x-b.x,y-b.y);
    }
    complex operator * (const complex &b){
        return complex(x*b.x-y*b.y,x*b.y+y*b.x);
    }
};
```

```

int rev[MAXN<<2];
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 FFT(complex *f,int n,int type){
    _for(i,0,n)if(i<rev[i])
        swap(f[i],f[rev[i]]);
    complex t1,t2;
    for(int i=1;i<n;i<=1){
        complex w(cos(pi/i),type*sin(pi/i));
        for(int j=0;j<n;j+=(i<<1)){
            complex cur(1.0,0.0);
            _for(k,j,j+i){
                t1=f[k],t2=cur*f[k+i];
                f[k]=t1+t2,f[k+i]=t1-t2;
                cur=cur*w;
            }
        }
    }
    if(type==-1)_for(i,0,n)
        f[i].x/=n,f[i].y/=n;
}
void FFT2(complex *f1,complex *f2,int n){
    FFT(f1,n,1);
    f2[0].x=f1[0].x,f2[0].y=-f1[0].y;
    _for(i,1,n)
        f2[i].x=f1[n-i].x,f2[i].y=-f1[n-i].y;
    complex t1,t2;
    _for(i,0,n){
        t1=f1[i],t2=f2[i];
        f1[i]=complex((t1.x+t2.x)*0.5,(t1.y+t2.y)*0.5);
        f2[i]=complex((t1.y-t2.y)*0.5,(t2.x-t1.x)*0.5);
    }
}
LL getv(double x){
    if(x>-0.5)return (LL)(x+0.5);
    return (LL)(x-0.5);
}
complex f1[MAXN<<2],f2[MAXN<<2],g1[MAXN<<2],g2[MAXN<<2],temp[2][MAXN<<2];
void MTT(int *f,int n1,int *g,int n2){
    int n=build(n1+n2);
    _rep(i,0,n1)f1[i].x=f[i]/m,f1[i].y=f[i]%m;_for(i,n1+1,n)f1[i].x=f1[i].y=0.0;
    _rep(i,0,n2)g1[i].x=g[i]/m,g1[i].y=g[i]%m;_for(i,n2+1,n)g1[i].x=g1[i].y=0.0;
    FFT2(f1,f2,n);FFT2(g1,g2,n);
    complex I(0.0,1.0);
}

```

```
_for(i,0,n){
    temp[0][i]=f1[i]*g1[i]+I*f2[i]*g1[i];
    temp[1][i]=f1[i]*g2[i]+I*f2[i]*g2[i];
}
FFT(temp[0],n,-1);FFT(temp[1],n,-1);
LL a,b,c;
_rep(i,0,n1+n2){
a=getv(temp[0][i].x);b=getv(temp[0][i].y+temp[1][i].x);c=getv(temp[1][i].y)
;
    f[i]=((a%mod*m%mod*m%mod+b%mod*m%mod+c%mod)%mod+mod)%mod;
}
}
int a[MAXN],b[MAXN<<3],c[MAXN];
void solve(int *f,int lef,int rig){
    int mid=lef+rig>>1;
    if(lef==rig){
        f[0]=a[mid],f[1]=-1;
        return;
    }
    solve(f,lef,mid);solve(f+mid-lef+2,mid+1,rig);
    MTT(f,mid-lef+1,f+mid-lef+2,rig-mid);
}
int main()
{
    int n=read_int(),k=read_int(),ans=1;
    _rep(i,1,n)a[i]=read_int(),ans=1LL*ans*a[i]%mod;
    solve(b,1,n);
    int _n=min(n,k),divn=quick_pow(n,mod-2);
    c[0]=1;
    _for(i,0,_n)c[i+1]=1LL*c[i]*(k-i)%mod*divn%mod;
    _rep(i,0,_n)ans=(ans-1LL*b[i]*c[i])%mod;
    enter((ans+mod)%mod);
    return 0;
}
```

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

Permanent link: https://wiki.cvbbacm.com/doku.php?id=2020-2021:teams:legal_string:jxm2001:%E7%94%9F%E6%88%90%E5%87%BD%E6%95%B0_2&rev=1597375236

Last update: 2020/08/14 11:20