

多项式 4

循环卷积

定义

$$c_k = \sum_{i=0}^{n-1} \sum_{j=0}^{n-1} [i+j \bmod p=k] a_i b_j$$

性质

对序列 \$A, B\$ 做长度为 \$n\$ 的 \$\text{FFT}\$ 等价于求序列 \$A, B\$ 的长度为 \$n\$ 的循环卷积。

考虑单位根反演证明

$$\begin{aligned} c_k &= \sum_{i=0}^{n-1} \sum_{j=0}^{n-1} [i+j \bmod p=k] a_i b_j \\ &= \frac{1}{n} \sum_{i=0}^{n-1} \sum_{j=0}^{n-1} \sum_{d=0}^{n-1} w_n^{d(i+j-k)} a_i b_j \\ &= \frac{1}{n} \sum_{d=0}^{n-1} w_n^{-dk} \left(\sum_{i=0}^{n-1} a_i w_n^{di} \right) \left(\sum_{j=0}^{n-1} b_j w_n^{dj} \right) \end{aligned}$$

不难发现 \$\left(\sum_{i=0}^{n-1} a_i w_n^{di} \right) \left(\sum_{j=0}^{n-1} b_j w_n^{dj} \right)\$ 即为原来的 \$\text{DFT}\$ 过程，\$\frac{1}{n} \sum_{d=0}^{n-1} w_n^{-dk}\$ 即为原来的 \$\text{IDFT}\$ 证毕。

事实上普通的卷积计算相当于长度为 \$2^n\$ 的循环卷积计算，只是循环卷积长度大于 \$C\$ 序列的长度，所以循环卷积结果即为普通卷积结果。

值得一提的是，循环卷积的求逆、快速幂等操作直接对 \$\text{DFT}\$ 的点值进行相应运算即可。

另外注意到 \$f(w^{-k}) = f(w^{n-k})\$ 于是循环卷积的 \$\text{IDFT}\$ 过程可以通过将序列 \$[1, n-1]\$ 部分翻转再 \$\text{DFT}\$ 的方式实现。

Cooley-Tukey FFT algorithm

算法实现

普通 \$\text{DFT}\$ 过程是将序列根据奇偶幂次分成两段经行递归，现考虑将序列分成 \$d\$ 段进行递归，设

$$f(x) = a_0 + a_1 x^1 + a_2 x^2 + \dots + a_{n-1} x^{n-1}, f_k(x) = a_k x^k + a_{d+k} x^{d+k} + \dots + a_{n-d+k} x^{n-d+k} \quad (0 \le k < d), m = \frac{n}{d}$$

于是有

$$f(w_n^{im+j}) = \sum_{k=0}^{d-1} w_n^{(im+j)k} f_k(w_n^{(im+j)d}) = \sum_{k=0}^{d-1} w_n^{(im+j)k} f_k(w_n^{in} w_n^{jd}) = \sum_{k=0}^{d-1} w_n^{(im+j)k} f_k(w_m^j)$$

计算出每个点值的时间为 $O(d)$ 每层共 $O(n)$ 个点值。设 $n=p_1^{\alpha_1}p_2^{\alpha_2}\cdots p_k^{\alpha_k}$ 于是总时间复杂度 $O\left(n\sum_{i=1}^k p_i^{\alpha_i}\right)$

算法例题

洛谷4191

给定长度为 n 的序列 A, B 计算 AB^C 的长度为 n 的循环卷积模 $n+1$ 意义下的值。

数据保证 $n+1$ 为素数 $n \leq 5 \times 10^5$ n 的最大质因子不超过 10 。

题解

$\text{Cooley-Tukey FFT algorithm}$ 板子题 DFT 后直接对点值快速幂即可，时间复杂度 $O(7n \log n)$

```
const int MAXN=5e5+5,MAXM=20,MAX_div=7;
int p;
int quick_pow(int a,int b){
    int ans=1;
    while(b){
        if(b&1)ans=1LL*ans*a%p;
        a=1LL*a*a%p;
        b>>=1;
    }
    return ans;
}
vector<int> pdiv,frac,Wn[MAXM];
bool check(int x){
    _for(i,0,pdiv.size()){
        if(quick_pow(x,(p-1)/pdiv[i])==1)
            return false;
    }
    return true;
}
void get_G(int n){
    int temp=p-1,g;
    for(int i=2;i*i<=temp;i++){
        if(temp%i==0){
            pdiv.push_back(i);
            while(temp%i==0)temp/=i;
        }
    }
    if(temp!=1)pdiv.push_back(temp);
    _for(i,2,p){
        if(check(i)){
            g=i;
        }
    }
}
```

```

        break;
    }
}
temp=n;
for(int i=2;i*i<=temp;i++){
    while(temp%i==0){
        frac.push_back(i);
        temp/=i;
    }
}
if(temp!=1)frac.push_back(temp);
int len=n,wn;
_for(i,0,frac.size()){
    Wn[i].resize(len);
    wn=quick_pow(g,(p-1)/len),Wn[i][0]=1;
    _for(j,1,len)Wn[i][j]=1LL*Wn[i][j-1]*wn%p;
    len/=frac[i];
}
}
int temp[MAXN];
void DFT(int *f,int n,int dep=0){
    if(n==1)return;
    memcpy(temp,f,sizeof(int)*n);
    int m=n/frac[dep],d=frac[dep],*g[MAX_div];
    _for(i,0,d)g[i]=f+i*m;
    for(int i=0,k=0;i<n;i+=d,k++){
        _for(j,0,d)
            g[j][k]=temp[i+j];
    }
    _for(i,0,d)DFT(g[i],m,dep+1);
    _for(i,0,d){
        _for(j,0,m){
            int pos=i*m+j;
            temp[pos]=0;
            _for(k,0,d)
                temp[pos]=(temp[pos]+1LL*Wn[dep][pos*k%n]*g[k][j])%p;
        }
    }
    memcpy(f,temp,sizeof(int)*n);
}
void IDFT(int *f,int n){
    reverse(f+1,f+n);
    DFT(f,n);
    int div=quick_pow(n,p-2);
    _for(i,0,n)f[i]=1LL*f[i]*div%p;
}
int a[MAXN],b[MAXN];
int main()
{
    int n=read_int(),k=read_int();
    p=n+1;
}

```

```
get_G(n);
_for(i,0,n)a[i]=read_int();
_for(i,0,n)b[i]=read_int();
DFT(a,n);DFT(b,n);
_for(i,0,n)a[i]=1LL*a[i]*quick_pow(b[i],k)%p;
IDFT(a,n);
_for(i,0,n)enter(a[i]);
return 0;
}
```

Bluestein's Algorithm

算法实现

考虑 DFT 过程，有

$$\begin{aligned} y_k &= \sum_{i=0}^{n-1} a_i w_n^{ki} \\ &= \sum_{i=0}^{n-1} a_i w_n^{\binom{k+i}{2} - \binom{k}{2} - \binom{i}{2}} \\ &= w_n^{-\binom{k}{2}} \sum_{i=0}^{n-1} \left(a_i w_n^{\binom{i}{2}} \right) w_n^{\binom{k+i}{2}} \end{aligned}$$

其中 $\binom{n}{2}$ 表示组合数，易知上式可以通过普通卷积求解。

考虑 IDFT 过程，同样有

$$\begin{aligned} a_k &= \frac{1}{n} \sum_{i=0}^{n-1} y_i w_n^{-ki} \\ &= \frac{1}{n} \sum_{i=0}^{n-1} y_i w_n^{-\binom{k+i}{2} + \binom{k}{2} + \binom{i}{2}} \\ &= \frac{1}{n} w_n^{\binom{k}{2}} \sum_{i=0}^{n-1} \left(y_i w_n^{\binom{i}{2}} \right) w_n^{-\binom{k+i}{2}} \end{aligned}$$

算法例题

洛谷p5293

给定一个二维 $[L+1] \times n$ 的空间，其中 $(u_1, v_1) \rightarrow (u_2, v_2)$ 有 w_{v_1, v_2} 条重边。

假设起点为 $(0, x)$ 终点为 (last, y) (last 为任意值)，路径长度 m 定义为路径的边数。

对每个 $0 \leq t \leq k$ 求满足所有 $m \equiv t \pmod k$ 且横坐标单增的路径数模 p 意义下的值。

数据保证 p 为素数 $10^8 \leq p \leq 2^{30}$, $k \mid p-1$, $1 \leq k \leq 65536$, $1 \leq n \leq 3$, $L \leq 10^9$

题解

假设 $f_{a,b}$ 表示 $m=a$ 且 $y=b$ 的路径数 $g_{a,b}$ 表示将空间的 X 维消去后 $m=a$ 且 $y=b$ 的路径数。

于是有状态转移方程

$$g_{a,b} = \sum_{i=1}^n g_{a-1,i} w_{i,b} \text{ , } f_{a,b} = \binom{L}{a} g_{a,b}$$

设矩阵

$$W = \begin{bmatrix} w_{1,1} & \cdots & w_{1,n} \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ w_{n,1} & \cdots & w_{n,n} \end{bmatrix}$$

设 $G_i = (g_{i,1} \cdots g_{i,n})$ 于是有 $G_i = G_0 W^i$

考虑单位根反演，设 $w_k \equiv g^{\frac{p-1}{k}} \pmod p$, g 为 p 的原根，有

$$\begin{aligned} \sum_{i=0}^L f_{i,y} w_k^{\lfloor i \rfloor \bmod k} &= \frac{1}{k} \sum_{i=0}^L f_{i,y} \sum_{j=0}^{k-1} w_k^{\lfloor i \rfloor j} \\ &= \frac{1}{k} \sum_{j=0}^{k-1} w_k^{-\lfloor j \rfloor} \sum_{i=0}^L f_{i,y} w_k^{\lfloor i \rfloor j} \end{aligned}$$

根据二项式定理，有

$$\sum_{i=0}^L w_k^{\lfloor i \rfloor j} (f_{i,1} \cdots f_{i,n}) = \sum_{i=0}^L w_k^{\lfloor i \rfloor j} \binom{L}{i} (g_{i,1} \cdots g_{i,n}) = G_0 \sum_{i=0}^L \binom{L}{i} \left(w_k^j W \right)^i = G_0 \left(w_k^j W + I \right)^L$$

于是根据矩阵快速幂可以 $O(kn^3 \log L)$ 计算出所有 $h_j = \sum_{i=0}^L f_{i,y} w_k^{\lfloor i \rfloor j} (0 \leq j < k)$

于是有

$$\text{ans}_t = \frac{1}{k} \sum_{i=0}^{k-1} w_k^{-\lfloor i \rfloor} h_i$$

发现上式就是 $\text{Bluestein's Algorithm}$ 的 IDFT 过程，直接求解时间复杂度 $O(k \log k)$

总时间复杂度 $O(kn^3 \log L)$ 主要用于计算矩阵快速幂。

```

const int MAXN=1<<16|5;
const long double pi=acos(-1.0);
int p,sz,gw[MAXN];
int quick_pow(int a,int b){
    int ans=1;
    while(b){
        if(b&1)ans=1LL*ans*a%p;
        a=1LL*a*a%p;
        b>>=1;
    }
    return ans;
}
vector<int> pdiv;
bool check(int x){
    _for(i,0,pdiv.size()){
        if(quick_pow(x,(p-1)/pdiv[i])==1)
            return false;
    }
    return true;
}
void get_G(int k){
    int temp=p-1,g;
    for(int i=2;i*i<=temp;i++){
        if(temp%i==0){
            pdiv.push_back(i);
            while(temp%i==0)temp/=i;
        }
    }
}

```

```
    }  
}  
if(temp!=1)pdiv.push_back(temp);  
_for(i,2,p){  
    if(check(i)){  
        g=i;  
        break;  
    }  
}  
int w=quick_pow(g,(p-1)/k);  
gw[0]=1;  
_rep(i,1,k)gw[i]=1LL*gw[i-1]*w%p;  
}  
struct Matrix{  
    int ele[3][3];  
    Matrix(int x=0){  
        mem(ele,0);  
        _for(i,0,sz)ele[i][i]=x;  
    }  
    Matrix operator + (const Matrix b){  
        Matrix c;  
        _for(i,0,sz)  
            _for(j,0,sz)  
                c.ele[i][j]=(ele[i][j]+b.ele[i][j])%p;  
        return c;  
    }  
    Matrix operator * (const int b){  
        Matrix c;  
        _for(i,0,sz)  
            _for(j,0,sz)  
                c.ele[i][j]=1LL*ele[i][j]*b%p;  
        return c;  
    }  
    void operator *= (const Matrix b){  
        Matrix c=*this;  
        _for(i,0,sz)  
            _for(j,0,sz){  
                ele[i][j]=0;  
                _for(k,0,sz)  
                    ele[i][j]=(ele[i][j]+1LL*c.ele[i][k]*b.ele[k][j])%p;  
            }  
    }  
};  
Matrix quick_pow(const Matrix &a,int k){  
    Matrix Ans(1),Base;  
    Base=a;  
    while(k){  
        if(k&1)Ans*=Base;  
        k>>=1;  
        Base*=Base;  
    }  
}
```

```

    }
    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[1<<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);
    }
}
void MTT(int *f,int n1,int *g,int n2,int *ans,int mod){
    static complex
    f1[MAXN<<2],f2[MAXN<<2],g1[MAXN<<2],g2[MAXN<<2],temp[2][MAXN<<2];
    int n=build(n1+n2),m=sqrt(mod)+1;
    _rep(i,0,n1)f1[i].x=f[i]/m,f1[i].y=f[i]%m;
    _rep(i,0,n2)g1[i].x=g[i]/m,g1[i].y=g[i]%m;
    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=temp[0][i].x+0.5,b=temp[0][i].y+temp[1][i].x+0.5,c=temp[1][i].y+0.5;
        ans[i]=((a%mod*m%mod*m%mod+b%mod*m%mod+c%mod)%mod+mod)%mod;
    }
}
Matrix W;
int a[MAXN<<2],b[MAXN<<2],c[MAXN<<2];
int main()
{
    int k,L,x,y;
    sz=read_int(),k=read_int(),L=read_int(),x=read_int()-1,y=read_int()-1,p=read_int();
    get_G(k);
    _for(i,0,sz)
        _for(j,0,sz)
            W.ele[i][j]=read_int();
    _for(i,0,k){
        Matrix temp=quick_pow(W*gw[i]+Matrix(1),L);
        a[i]=1LL*temp.ele[x][y]*gw[1LL*i*(i-1)/2%k]%p;
    }
    _for(i,0,2*k-1)b[i]=gw[k-1LL*i*(i-1)/2%k]%p;
    reverse(a,a+k);
    MTT(a,k-1,b,2*k-2,c,p);
    int div=quick_pow(k,p-2);
    _for(i,0,k)
        enter(1LL*div*gw[1LL*i*(i-1)/2%k]%p*c[k-1+i]%p);
    return 0;
}
```

常系数齐次线性递推

算法简介

给定 $a_n = f_{1a_{n-1}} + f_{2a_{n-2}} + \dots + f_{ka_{n-k}}$ 以及 a_0, a_1, \dots, a_{k-1} 询问 a_n 的值。时间复杂度 $O(k \log k \log n)$

算法实现

洛谷p4723

考虑求斐波那契数列过程 $f_5 = f_4 + f_3 = 2f_3 + f_2 = 3f_2 + 2f_1 = 5f_1 + 3f_0$

从多项式角度上考虑该过程 $f_n = f_{n-1} + f_{n-2}$ 的特征多项式为 $x^2 - x - 1$ 并且有

$$\begin{aligned} & \begin{pmatrix} 0x^0 & +0x^1 & +0x^2 & +0x^3 & +0x^4 & +1x^5 \\ \equiv 0x^0 & +0x^1 & +0x^2 & +1x^3 & +1x^4 & +0x^5 \\ \equiv 0x^0 & +0x^1 & +1x^2 & +2x^3 & +0x^4 & +0x^5 \\ \equiv 0x^0 & +3x^1 & +2x^2 & +0x^3 & +0x^4 & +0x^5 \\ \equiv 3x^0 & +5x^1 & +0x^2 & +0x^3 & +0x^4 & +0x^5 \end{pmatrix} \pmod{x^2 - x - 1} \end{aligned}$$

于是 $f_5 = \left(x^5 \bmod \{x^2 - x - 1\}\right) \cdot (f_0, f_1) = (3, 5) \cdot (f_0, f_1)$

以此类推，对 $a_n = f_{1a_{n-1}} + f_{2a_{n-2}} + \dots + f_{ka_{n-k}}$ 其特征多项式为 $x^k - f_1 x^{k-1} - f_2 x^{k-2} - \dots - f_k$

于是 $a_n = \left(x^n \bmod \{x^k - f_1 x^{k-1} - f_2 x^{k-2} - \dots - f_k\}\right) \cdot (a_0, a_1, \dots, a_{k-1})$

其中 $\left(x^n \bmod \{x^k - f_1 x^{k-1} - f_2 x^{k-2} - \dots - f_k\}\right)$ 可以通过快速幂与多项式带余除法 $O(k \log k \log n)$ 计算。

发现每次带余除法计算时 $g(x)$ 都是固定的，可以考虑先计算出 $\frac{1}{g^R(x)}$ 减小常数。

```
const int MAXN=64005,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 Div(int *f,int _n,const int *g,int _m,int *gR){
    static int temp[MAXN<<2],q[MAXN<<2],r[MAXN<<2];
    _rep(i,0,_n-_m)q[i]=gR[i];
    _rep(i,0,_n)temp[i]=f[_n-i];
    Mul(q,_n-_m+1,temp,_n+1,_n-_m+1);
    for(int i=0,j=_n-_m;i<j;i++,j--)swap(q[i],q[j]);
    int __m=min(_n-_m+1,_m);
    _for(i,0,__m)r[i]=g[i];_for(i,0,__m)temp[i]=q[i];
    Mul(r,__m,temp,__m,__m);
    _for(i,0,__m)f[i]=(f[i]+Mod-r[i])%Mod;
}
void Pow_2(int *f,int _n,const int *g,int _m){
    static int temp1[MAXN<<2],temp2[MAXN<<2];
    _rep(i,0,__m)temp1[i]=g[_m-i];
    Inv(temp1,temp2,__m-1);
    mem(temp1,0);
    temp1[0]=1;
    while(_n){
        int n=build(__m+__m-2);
        _for(i,__m,n)f[i]=0;
        NTT(f,n,true);
        if(_n&1){
            _for(i,__m,n)temp1[i]=0;
            NTT(temp1,n,true);
            _for(i,0,n)temp1[i]=1LL*f[i]*temp1[i]%Mod;
            NTT(temp1,n,false);
        }
        _for(i,0,n)f[i]=1LL*f[i]*f[i]%Mod;
        NTT(f,n,false);
        if(_n&1)Div(temp1,__m+__m-2,g,__m,temp2);
        Div(f,__m+__m-2,g,__m,temp2);
        _n>>=1;
    }
    mem(f,0);
    _for(i,0,__m)f[i]=temp1[i];
}
}
int f[MAXN<<2],g[MAXN<<2],a[MAXN];
int main()
{
    Poly::init();
    int n=read_int(),k=read_int();
    g[k]=1;
    for(int i=k-1;i>=0;i--)g[i]=-read_int();
    _for(i,0,k)a[i]=read_int();
    f[1]=1;
    Poly::Pow_2(f,n,g,k);
}

```

```
int ans=0;
_for(i,0,k)ans=(ans+1LL*f[i]*a[i])%Mod;
enter((ans+Mod)%Mod);
return 0;
}
```

多项式多点求值

算法简介

给定一个 n 次多项式 $f(x)$ 求 $f(a_i)$ ($1 \leq i \leq m$) 时间复杂度 $O(n \log n + m \log^2 m)$ 空间复杂度 $O(m \log m)$

算法实现

洛谷p5050

设 $f(x) = c_0 + c_1x + c_2x^2 + \dots + c_nx^n$ 于是有

$$\begin{aligned} f(x) - f(x_0) &\equiv c_0 - c_0 + c_1(x - x_0) + c_2(x^2 - x_0^2) + \dots \\ &+ c_n(x^n - x_0^n) \equiv c_1(x - x_0) + c_2(x - x_0)(x + x_0) + \dots + c_n(x - x_0)(x^{n-1} + x^{n-2}x_0 + \dots + x_0^{n-1}) \equiv 0 \pmod{x - x_0} \end{aligned}$$

即 $f(x_0) \equiv f(x) \pmod{x - x_0}$ 于是如果能快速计算 $f(x) \bmod \{x - x_0\}$ 就可以得到 $f(x_0)$

记 $f_{\{l,r\}}(x) \equiv f(x) \pmod{\prod_{i=l}^r (x - a_i)}$ 于是有 $f_{\{l,r\}}(x) \equiv f_{\{l,m\}}(x) \pmod{\prod_{i=l}^m (x - a_i)}$, $f_{\{l,r\}}(x) \equiv f_{\{m+1,r\}}(x) \pmod{\prod_{i=m+1}^r (x - a_i)}$

考虑 $O(m \log^2 m)$ 自底向上建立线段树，每个节点存储 $\prod_{i=l}^r (x - a_i)$ 的多项式。

然后 $O(m \log^2 m)$ 自顶向下进行带余除法，跑到叶子节点就可以得到每个 $f(a_i)$ 的值。

注意根节点需要提前进行带余除法，同时该算法常数较大，考虑常数优化。

不妨令 $r-l$ 小于某个固定值 L 后采用 $O(L^2)$ 暴力秦九韶展开，秦九韶复杂度为 $O(\frac{mL^2}{L}) = O(mL)$

于是总时间复杂度变为 $O(n \log n + m \log m (\log m - \log L) + mL)$ 经检验 $m=64000$ 时取 $L=640$ 效果较佳。

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

Permanent link: https://wiki.cvbbacm.com/doku.php?id=2020-2021:teams:legal_string:jxm2001:%E5%A4%9A%E9%A1%B9%E5%BC%8F_4&rev=1598324582

Last update: 2020/08/25 11:03