

# 本周推荐

## 陈铭煊 Max.D.

### 子集卷积

#### 简介

一般我们有如下一类的状压dp方程，如 $dp[i] = \sum dp[j]*w[k]$  (\$i,j,k\$满足\$j \mid\mid k=i, j \mid\mid k=0\$) 这里符号表示按位与和按位或。

如果暴力枚举位的子集，那么效率是 $3^n$ 的，难以承受。

实际上这个已经很接近一个FWT卷积的形式了，只不过是还要 $j \mid\mid k=0$ 罢了。

我们改变这个条件为 $j$ 中1的个数+ $k$ 中1的个数= $i$ 中1的个数，那么当我们为 $dp$ 增加一个“1的个数”的维度时，问题迎刃而解。  $dp[cnt\_i][i] = \sum_{(j|k)==i} dp[cnt\_j][j]*w[cnt\_i-cnt\_j][k]$  注意这里 $cnt\_i$ 表示1的个数，或者说子集中的物品数目。这里 $cnt\_i$ 和*i*的二进制1的个数如果不等，这个 $dp$ 或者 $w$ 值会置为0。此时只要我们从小到大枚举 $cnt$ 来做FWT就可以得到答案了，实际操作过程中，所有的 $dp$ 都是点值形式，因此得到新的 $dp[cnt\_i]$ 只需要做 $cnt\_i$ 次对位乘；最后，再将所有的 $dp$ 逆FWT变换回原值。

虽然牺牲了一定空间，但是时间被优化到了 $n$ 次FWT+ $n^2$ 次对位乘法的复杂度 $O((2^n*n)*n+n^2*2^n)=O(n^2*2^n)$

#### 例题

模板题 <https://ac.nowcoder.com/acm/contest/5157/D>

很容易从题目的形式看出来实际上就是对四个数列求三重卷积，第一重是 $i|j$ 的子集卷积，第二重 $(i|j)+k$ 的FFT/NTT，第三重是 $((i|j)+k)\otimes h$ 的FWT的异或卷积。代码如下：

```
#include <bits/stdc++.h>

#define N 262144

using namespace std;

const int mod = 998244353, inv2 = 499122177;

int n;
int rev[N], lim, hib;
int A[N], B[N], C[N], D[N], popc[N];
int f[20][N], g[20][N], h[20][N];

inline int Add(int u, int v) { return (u += v) >= mod ? u - mod : u; }
```

```
inline void Inc(int &u, int v) { if ((u += v) >= mod) u -= mod; }

inline int fpm(int x, int y) {
    int r = 1;
    while (y) {
        if (y & 1) r = 1LL * x * r % mod;
        x = 1LL * x * x % mod, y >>= 1;
    }
    return r;
}

inline int read() {
    int x = 0;
    char ch = getchar();
    while (!isdigit(ch)) ch = getchar();
    while (isdigit(ch)) x = x * 10 + ch - '0', ch = getchar();
    return x;
}

void getrev(int len) {
    lim = 1, hib = -1;
    while (lim < len) lim <= 1, ++hib;
    for (int i = 0; i < lim; ++i)
        rev[i] = (rev[i >> 1] >> 1) | ((i & 1) << hib);
}

void fwtOr(int *a, bool type) {
    for (int mid = 1; mid < lim; mid <= 1)
        for (int i = 0; i < lim; i += (mid << 1))
            for (int j = 0; j < mid; ++j)
                if (type) Inc(a[i + mid + j], a[i + j]);
                else Inc(a[i + mid + j], mod - a[i + j]);
}

void fwtXor(int *a, bool type) {
    static int x, y;
    for (int mid = 1; mid < n; mid <= 1)
        for (int len = mid << 1, i = 0; i < n; i += len)
            for (int j = 0; j < mid; ++j) {
                x = a[i + j], y = a[i + mid + j];
                a[i + j] = Add(x, y), a[i + mid + j] = Add(x, mod - y);
                if (!type)
                    a[i + j] = 1LL * inv2 * a[i + j] % mod,
                    a[i + mid + j] = 1LL * inv2 * a[i + mid + j] %
mod;
            }
}

void NTT(int *a, bool type) {
    for (int i = 0; i < lim; ++i)
```

```

        if (i < rev[i])
            swap(a[i], a[rev[i]]);
static int x, y;
for (int mid = 1; mid < lim; mid <= 1) {
    int len = mid << 1, wn = fpm(3, (mod - 1) / len);
    for (int i = 0; i < lim; i += len)
        for (int j = 0, w = 1; j < mid; ++j, w = 1LL * w * wn % mod) {
            x = a[i + j], y = 1LL * w * a[i + mid + j] % mod;
            a[i + j] = Add(x, y), a[i + mid + j] = Add(x, mod - y);
        }
}
if (!type) {
    reverse(a + 1, a + lim);
    int inv = fpm(lim, mod - 2);
    for (int i = 0; i < lim; ++i)
        a[i] = 1LL * inv * a[i] % mod;
}
}

int main() {
n = read(), ++n;
getrev(n + n - 1);
for (int i = 0; i < lim; ++i) popc[i] = popc[i >> 1] + (i & 1);
for (int i = 0; i < n; ++i) A[i] = read(), f[popc[i]][i] = A[i];
for (int i = 0; i < n; ++i) B[i] = read(), g[popc[i]][i] = B[i];
for (int i = 0; i < n; ++i) C[i] = read();
for (int i = 0; i < n; ++i) D[i] = read();

for (int i = 0; i <= 17; ++i)
    fwtOr(f[i], true), fwtOr(g[i], true);
for (int sa = 0; sa <= 17; ++sa)
    for (int sb = 0; sb + sa <= 17; ++sb)
        for (int i = 0; i < lim; ++i)
            h[sa + sb][i] = (h[sa + sb][i] + 1LL * f[sa][i] * g[sb][i]) %
mod;
    for (int i = 0; i <= 17; ++i)
        fwtOr(h[i], false);
    for (int i = 0; i < lim; ++i)
        A[i] = h[popc[i]][i];

NTT(A, true), NTT(C, true);
for (int i = 0; i < lim; ++i)
    A[i] = 1LL * A[i] * C[i] % mod;
NTT(A, false);

fwtXor(A, true), fwtXor(D, true);
for (int i = 0; i < lim; ++i)
    A[i] = 1LL * A[i] * D[i] % mod;
fwtXor(A, false);

int Q = read();

```

```
    while (Q--) printf("%d\n", A[read()]);
    return 0;
}
```

## 龙鹏宇 Hardict

==== 统计数列中上升子序列个数

对应数列 $\{a_i\}_{i=1}^n$

考虑一个dp转移:  $f[n] = 1 + \sum_{1 \leq i < n, a[i] < a[n]} f[i]$

可以利用数组数组解决, 可是一般数列中会出现相同数, 需要预先离散化

这里有一个技巧, 假设数列长度为 $n$ , 可以令 $b[i] = (n+1)*a[i] + n - i$ 排序后利用 $b[]$ 离散化即可得到严格上升下对应的rank; 若令 $b[i] = (n+1)*a[i] + i$ 则可得到不严格上升的rank\$

例题

[2015-2016 6th BSUIR Open Programming Contest. Semifinal A题](#)

题意:

给定数列 $\{a_i\}_{i=1}^n$ , 求所以上升子序列的gcd的和

题解:

## 肖思炀 MountVoom

其他

如何快速判断一段数字是一个 $1 \sim n$ 的排列 :

给 $1 \sim n$ 随机一个hash值, 如果这一段数字和异或或和 $= 1 \sim n$ 的异或和, 那么认为这段数字是一个排列。

**zzh的教诲**

数组第二维不要开二的整次幂, 会比较慢。

霍尔定理

[霍尔定理 \(题目在补了在补了qwq\)](#)

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

Permanent link:  
[https://wiki.cvbbacm.com/doku.php?id=2020-2021:teams:alchemist:weekly\\_digest\\_1&rev=1588939654](https://wiki.cvbbacm.com/doku.php?id=2020-2021:teams:alchemist:weekly_digest_1&rev=1588939654)

Last update: **2020/05/08 20:07**

