

SOUTH CHINA UNIVERSITY OF TECHNOLOGY

SCUT_GUGUGU

MODEL



0 error(s), 0 warning(s)

Last build at December 6, 2020

Contents

1	Graph Theory	3
1.1	Shortest Path	3
1.2	Network Flow	3
1.3	Tree Related	5
1.3.1	Kruskal 重构树	5
1.3.2	Tree Divide and Conquer	8
1.4	LCA	17
1.5	Tarjan	17
1.6	Cactus	17
2	Data Structures	24
2.1	Basic Structures	24
2.2	Heap Structures	25
2.3	Sequence Structures	25
2.4	Persistent Data Structures	25
2.4.1	Chairman Tree	25
2.5	Tree Structures	27
3	String	28
3.1	Basics	28
3.2	01-Trie	28
3.3	String Matching	31
3.4	Suffix Related	31
3.5	Palindrome Related	38
3.6	Substring Automaton	42
4	Math	45
4.1	Euler's Theorem	45
4.2	Möbius Inversion	45
4.3	Sieve Tips	45
4.4	Newton's method	46
4.5	Cantor Expansion	46
4.6	$\sum_{i=1}^n i^k$	47
4.7	Generating Function	47
4.8	Polya	50
4.9	FWT	50
4.10	FFT	51
4.11	FWT	57
4.12	Functions	58
4.13	Sieve	63

5	Geometry	68
5.1	The Number of Incenter Point on a Circle	68
5.2	Josephus	68
5.2.1	$J(n, m)$	68
5.2.2	$J(n, m, k)$	69
6	Game Theory	70
6.1	Bash's Game	70
6.2	Wythoff's Game	70
6.3	Fibonacci's Game / Zeckendorf's theory	70
6.4	Nim's Game / Anti-Nim's Game / K-Nim's Game / Anti-K-Nim's Game	70
6.5	阶梯博弈	71
6.6	Multi-Nim	72
6.7	Every-SG	72
6.8	树的删边游戏	73
6.9	Chomp's theory?	73
6.10	Other's theory?	73
6.11	SG Theory	73
6.12	SJ Theory	74
6.13	Surreal Number Theory	74
7	DP	75
7.1	最大子矩阵	75
7.2	斜率优化	76
7.3	四边形不等式优化	76
7.4	忘情水二分	76
8	Probability and Expectation	77
8.1	存粹的概率期望题	77
8.2	概率 DP	77
8.3	求递推式系数	78
8.4	双重概率期望	81

1 Graph Theory

1.1 Shortest Path

1.2 Network Flow

修订稿 Created By ChrisJaunes 最大权闭合子图建模 eg: (+++) - (—)

定义：在一个有向图中，每个点都有一个点权。闭合子图：对于这个子图，它任意一个点的后继必须在这个子图中。最大权闭合子图：在所有的闭合子图中，该图的点权和最大。

建模：

1. 建立超级源 S 和超级汇 T
2. 把所有点权为正的点与 S 连接一条有向边，方向是从 S 到 u，边权是点权；把所有点权为负的点与 T 连接一条有向边，方向是从 u 到 T，边权是点权的相反数；
3. 原图中所有有向边的边权是 INT_MAX；也可以根据情况按照割的思想处理。

答案：最大权闭合子图的权值和就是所有点的点权和-该生成图的最小割

独立集：一个点集，点集中的各点没有关系。

最大独立集：点的个数最多的独立集。

求解一般无向图的最大团、最大独立集是 NPC 问题。

二分图最大独立集 = 点的总数 - 最小点覆盖。

最大点权独立集的点权和 = 所有点权和-最小点权覆盖的点权

路径覆盖：给定有向图 $G=(V,E)$ 。设 P 是 G 的一个简单路（顶点不相交）的集合。如果 V 中每个定点恰好在 P 的一条路上，则称 P 是 G 的一个路径覆盖。

最小路径覆盖：G 的最小路径覆盖是 G 所含路径条数最少的路径覆盖

建模：拆点，对于原图的 (u,v)，连接 (u->v')

答案：原图的结点数-新图的最大匹配数

最小割的可行边和必须边（所有割集的交集和并集）

注意：必须边 可行边。

1. 残余网络中有剩余流量的边一定不在最小割中
2. 残余网络中一条满流边的首尾还能相互到达，那么这条边不是可行边
3. 残余网络中一条满流的首尾分别与 S 和 T 在一个强连通分量中，那么这条边为必须边

具体实现，需要先跑最大流，然后 Tarjan 缩强连通分量，条件是：

可行边：两端不在一个强连通分量内。

必须边：一端在 S 的分量内，另一端在 T 的分量内。

必须边对于小规模也可以强行割去然后跑流判断流是否减少，暴力对费用流必须边同样适用

求割边最少的最小割：把边的权值全部乘以一个较大的数 E 再加 1, E 要严格大于边的数量

最小割：ans/E;

最小割下的最小割边：ans % E

公平分配模型：

题意：n 个球队，已经有一些胜负场，现在还有一些场次，你去分配胜负，问每支球队有没有可能获胜解：

1. 枚举每一个人，贪心计算比赛最大获胜次数 max_win

2. 将比赛当作节点，从源到比赛连比赛次数边
3. 分配比赛胜利者，从比赛到人连无穷边
4. 从人到汇连 $\max_win - \text{已经获胜的比赛次数}$ 的边
5. 检查是否能将比赛全部安排完

混合图重定向为欧拉回路

1. 将所有的无向边随便定向，计算得到每个点的出度与入度之差 \deg
2. 建立源点汇点 S, T
3. 对于 $\deg > 0$ 的点 v ，连一条边 Sv ，流为 $\deg/2$;
4. 对于 $\deg < 0$ 的点 u ，连一条边 uT ，流为 $-\deg/2$;
5. 对于有向边，忽略；对于无向边 (u, v) ，连 $(u, v, 1)$
5. 判断是否能跑满流

费用流：物品通过代价重复使用

1. 拆点，使用物品前和使用物品后
2. 对于节点 [使用物品前]：考虑物品来源：源点购买能力、购买费用、节点 [使用物品后] INF、购买费用；去向：汇点使用量、0
3. 对于节点 [使用物品后]：考虑物品来源：源点使用量、0，去向：节点 [使用物品前]

费用流：物品通过代价延后销售

1. 拆点，生产物品和出售物品
2. 对于节点 [生产物品]：考虑物品来源：源点生产能力、生产费用；去向：节点 [出售物品] INF、保存的代价
3. 对于节点 [出售物品]：考虑物品来源：通过节点生产物品，去向：汇点销售能力、销售费用

费用流： n 个点 m 条带权有向边的图，要给边染色，染色的边形成若干个回路且每个点都恰好属于其中 k 个回路。问最少要染多少边权和的路。

一个回路里面各个点的入度 = 出度 = 1，各个点如果都恰好属于 k 个回路那么各个点的入度 = 出度 = k 。

这样就考虑用最小费用最大流了：

1. 所有点 u 拆成两点 u 和 u' ，分别代表出度和入度
2. 原点向 u 连容量 k 费用 0 的边， u' 向汇点连容量 k 费用 0 的边
3. 所有有向边 $\langle u, v \rangle$ ， u 向 v' 连容量 1 费用边权的边
4. 这样跑最小费用最大流，如果最大流等于 $n*k$ ，也就是说各个点的出度 = 入度 = k ，那么就有解，最小费用就是最小的解

费用流：费用不是线性关系

费用为 $a * x^2$ ：拆边，拆成 $a * 1, a * 3, a * 5, \dots$

费用为之前的等待时间 + a ：反向考虑，倒数第 i 个点对整体贡献为 $a * i$ ，拆点，拆成 $a, a*2, a*3, \dots$

费用流：平面上给定一些黑点白点，要求一个黑点连接一个白点，并且所有线段都不相交

合法情况的连线，总长度明显比不合法情况的小，题意可以转化为求让每条线段的长度和最小的方案

1. 建立超级源超级汇
2. 从超级源向左侧点连流量为 1，费用为 0 的边
3. 从左侧点向右侧点连流量为 1，费用为两点欧几里得距离的边

- 4、从右侧点向超级汇连流量为 1，费用为 0 的边
- 5、跑最小费用最大流

区间 k 覆盖问题：给定 n 个带权开区间，区间最多可以选一次，要求保证实轴上的所有数被选择的次数要小于 k 次，问最大的权值。

1. 建立超级源超级汇
2. 源点向第一个点连一条容量为 k 、费用为 0 的边
3. 相邻节点连上用容量为 k 费用为 0 的边
4. 最后一个点向超级汇连一条容量为 k 、费用为 0 的边
5. 区间的两个端点之间连接一条容量为 1 的，费用为 w 的边

区间至少 ai 覆盖问题

1. 建立超级源超级汇
2. 源点向第一个点连一条容量为 INF 、费用为 0 的边
3. 相邻节点连上用容量为 $INF-ai$ 费用为 0 的边
4. 最后一个点向超级汇连一条容量为 INF 、费用为 0 的边
5. 区间的两个端点之间连接一条容量为 INF 的，费用为 c 的边

分治优化建图

1. 费用为 $|ai-aj|$ 可以利用差分性质通过累积权值之间的差值实现费用的绝对值
这样可以采用分治方式将边的数量从 $n*n$ 将为 $n*\log n$
2. 一个点向一个区间的每一个点连边，可以利用线段树转为每个点最多向 \log 个虚点连边
线段树上的点向孩子节点连边 INF ，叶子节点向孩子连边 INF

1.3 Tree Related

1.3.1 Kruskal 重构树

构造

除了连边，其他过程都和 Kruskal 最小生成树算法完全一样。

当我们需要在 u, v 之间连一条权值为 w 的边时，Kruskal 重构树算法是这样实现的：

新建节点 x ，将 x 的点权设为 w 。

设 u, v 所属集合分别为 S_u 和 S_v ，那么连边 (x, S_u) 和 (x, S_v) ，此处连有向边即可，注意没有边权！

将 u 和 v 所属集合都改为 x 。

其余过程直接套用 Kruskal 即可！

重构树的根应该为 $2n-1$ ，也就是最后一个点。原因为：如果以 $1 \sim n$ 中的任何一个点作为根会破坏重构树的形态；连边时向下连边，只有以 $2n-1$ 为根时才能遍历整棵树。

性质

最后形成一棵有 $2n-1$ 个节点的树。

我们需要将 n 个原来的点最后放到同一个集合中，那么需要进行 $n-1$ 次合并。每次合并都会新建 1 个节点和 2 条无向边。那么一共有 $2n-1$ 个点和 $2n-2$ 条边。

重构树中的叶子节点为原树中的节点，其余每个节点代表了一条边。

我们每次将 x 和下方的 u, v 连边，这个证明很显然吧！

原树 u 到 v 路径上的边权最大值为重构树上 u 和 v 的 LCA 的点权。

根据 Kruskal 的过程，我们把边按照权值从小到大排序，那么对于所有非叶子节点，它的点权（原图的边权）一定不大于父亲节点的点权，所以路径上的最大值即为 LCA 的点权。

Example: bzoj3551Peaks 加强版

有 N 座山峰，每座山峰有他的高度 h_i 。有些山峰之间有双向道路相连，共 M 条路径，每条路径有一个困难值，这个值越大表示越难走，现在有 Q 组询问，每组询问询问从点 v 开始只经过困难值小于等于 x 的路径所能到达的山峰中第 k 高的山峰，如果无解输出 -1。强制在线

```

1 // 3551Peaks加强版.cpp
2 #include <bits/stdc++.h>
3 using namespace std;
4 inline int read() {
5     int x = 0, ch = getchar(); bool fg = 1;
6     while(ch < '0' || ch > '9') { if(ch == '-') fg = 0; ch = getchar(); }
7     while(ch >= '0' && ch <= '9') { x = x * 10 + ch - '0'; ch = getchar(); }
8     return fg ? x : -x;
9 }
10 typedef pair<int, int> P;
11 const int MAXN = 2e5 + 5, S = 17;
12 const int MAXE = 5e5 + 5;
13 pair<int, P> e[MAXE];
14 vector<int> G[MAXN];
15 inline void addEdge(int u, int v) {
16     G[u].push_back(v);
17 }
18 namespace uset{
19     vector<int> fa(MAXN);
20     void init(int n) {
21         for(int i = 0; i <= n; i++) fa[i] = i;
22     }
23     int Find(int x) { return fa[x] == x ? x : fa[x] = Find(fa[x]); }
24     void unite(int x, int y, int z) {
25         fa[Find(x)] = z;
26         fa[Find(y)] = z;
27     }
28 }
29 int fa[MAXN][21], val[MAXN], h[MAXN];
30 namespace Tree {
31     struct Node {
32         int l, r, s;
33     }t[MAXN * 40];
34     int cnt;
35     vector<int>rt(MAXN, 0);
36     void update(int pre, int &x, int L, int R, int v) {
37         t[x = ++cnt] = t[pre]; t[x].s++;
38         if(L == R) return;
39         int mid = (L + R) >> 1;
40         if(v <= mid) update(t[pre].l, t[x].l, L, mid, v);
41         else update(t[pre].r, t[x].r, mid + 1, R, v);
42     }
43     int query(int x, int y, int L, int R, int k) {
44         if(L == R) return L;
45         if(t[y].s - t[x].s < k) return -1;
46         int mid = (L + R) >> 1;
47         int sum = t[t[y].r].s - t[t[x].r].s;

```

```

48         if(sum >= k) return query(t[x].r, t[y].r, mid + 1, R, k);
49         return query(t[x].l, t[y].l, L, mid, k - sum);
50     }
51 }
52 int num[MAXN], cnt_num;
53 int last[MAXN], dfs_val[MAXN];
54 void dfs(int x) {
55     dfs_val[num[x] = ++cnt_num] = h[x];
56     for(auto y : G[x]) {
57         dfs(y);
58     }
59     last[x] = cnt_num;
60 }
61 int up(int x, int y) {
62     for(int i = S; i >= 0; i--) {
63         if(fa[x][i] && val[fa[x][i]] <= y) x = fa[x][i];
64     }
65     return x;
66 }
67 int main() {
68     int n = read(), m = read(), Q = read();
69     uset::init(n << 1);
70     for(int i = 1; i <= n; i++) cin >> h[i];
71     for(int i = 1, u, v, w; i <= m; i++) {
72         u = read(), v = read(), w = read();
73         e[i] = make_pair(w, P(u, v));
74     }
75     sort(e + 1, e + m + 1);
76     for(int i = 1, x, y; i <= m; i++) {
77         P cur = e[i].second;
78         if((x = uset::Find(cur.first)) == (y = uset::Find(cur.second))) continue;
79         val[++n] = e[i].first;
80         fa[x][0] = fa[y][0] = n;
81         uset::unite(x, y, n);
82         addEdge(n, x); addEdge(n, y);
83     }
84     for(int k = 1; k <= S; k++) {
85         for(int i = 1; i <= n; i++) {
86             fa[i][k] = fa[fa[i][k - 1]][k - 1];
87         }
88     }
89     dfs(n);
90     for(int i = 1; i <= cnt_num; i++) Tree::update(Tree::rt[i - 1], Tree::rt[i], 0, 1e9 + 1, dfs_val[i]);
91     int a, b, c, ans = -1;
92     while(Q--) {
93         a = read(), b = read(), c = read();
94         if(~ans) {
95             a ^= ans; b ^= ans; c ^= ans;
96         }
97         int root = up(a, b);
98         ans = Tree::query(Tree::rt[num[root] - 1], Tree::rt[last[root]], 0, 1e9 + 1, c);
99         if(!ans || ans == 1e9 + 1) ans = -1;
100         printf("%d\n", ans);
101     }
102     return 0;
103 }

```


1.3.2 Tree Divide and Conquer

Example: poj1741 tree

给一颗 n 个节点的树，每条边上有一个距离 v ($v \leq 1000$)。定义 $d(u, v)$ 为 u 到 v 的最小距离。给定 k 值，求有多少点对 (u, v) 使 u 到 v 的距离小于等于 k 。数据范围： $n \leq 10000, k < 2^{31}$

解：

这个点延伸出的几棵子树各做一次 dfs，记录子树中出现的距离值，对于一棵树的距离值数组，把它排序求一次 $ans1$ ，再对每棵子树分别求一个自己对自己的 $ans2$ ， $ans1 - \sum ans2$ 即为最后的 ans 。

```

1  #include <cstdio>
2  #include <algorithm>
3  #include <cstring>
4  using namespace std;
5  const int MAXN = 10003;
6  struct Edge {
7      int to, nxt, w;
8      Edge() {}
9      Edge(int _to, int _nxt, int _w):to(_to), nxt(_nxt), w(_w) {}
10 }e[MAXN << 1];
11 int h[MAXN], p;
12 int sz[MAXN];
13 bool vis[MAXN];
14 int dep[MAXN], cnt, d[MAXN];
15 int n, k, ans;
16 inline void add_edge(int u, int v, int w) {
17     e[++p] = Edge(v, h[u], w); h[u] = p;
18     e[++p] = Edge(u, h[v], w); h[v] = p;
19 }
20 int getsz(int x, int fa) {
21     sz[x] = 1;
22     for(int i = h[x]; i; i = e[i].nxt) {
23         int y = e[i].to;
24         if(vis[y] || y == fa) continue;
25         sz[x] += getsz(y, x);
26     }
27     return sz[x];
28 }
29 int getrt(int x) {
30     int tot = getsz(x, 0) / 2;
31     while(1) {
32         int u = -1;
33         for(int i = h[x]; i; i = e[i].nxt) {
34             int y = e[i].to;
35             if(vis[y] || sz[y] > sz[x]) continue;
36             if(u == -1 || sz[y] > sz[u]) u = y;
37         }
38         if(~u && sz[u] > tot) x = u;
39         else break;
40     }
41     return x;
42 }
43 void getdep(int x, int fa) {
44     dep[++cnt] = d[x];
45     for(int i = h[x]; i; i = e[i].nxt) {
46         int y = e[i].to;
47         if(vis[y] || y == fa) continue;
48         d[y] = d[x] + e[i].w;
49         getdep(y, x);

```

```

50     }
51 }
52 int cal(int x, int v) {
53     d[x] = v; cnt = 0;
54     getdep(x, 0);
55     sort(dep + 1, dep + cnt + 1);
56     int l = 1, r = cnt, res = 0;
57     while(l < r) {
58         if(dep[l] + dep[r] <= k) res += r - l, l++;
59         else r--;
60     }
61     return res;
62 }
63 void solve(int x) {
64     vis[x] = 1;
65     ans += cal(x, 0);
66     for(int i = h[x]; i; i = e[i].nxt) {
67         int y = e[i].to;
68         if(vis[y]) continue;
69         ans -= cal(y, e[i].w);
70         solve(getrt(y));
71     }
72 }
73 inline void init() {
74     memset(h, 0, sizeof(h)); p = 0;
75     memset(vis, 0, sizeof(vis));
76     ans = 0;
77 }
78 int main() {
79     while(scanf("%d%d", &n, &k) && (n || k)) {
80         init();
81         for(int i = 1, u, v, w; i < n; i++) {
82             scanf("%d%d%d", &u, &v, &w);
83             add_edge(u, v, w);
84         }
85         solve(getrt(1));
86         printf("%d\n", ans);
87     }
88     return 0;
89 }

```

Example:bzoj2152 聪聪可可

由爸爸在纸上画 n 个“点”，并用 $n-1$ 条“边”把这 n 个“点”恰好连通（其实这就是一棵树）。并且每条“边”上都有一个数。接下来由聪聪和可可分别随即选一个点（当然他们选点时是看不到这棵树的），如果两个点之间所有边上数的和加起来恰好是 3 的倍数，则判聪聪赢，否则可可赢。聪聪非常爱思考问题，在每次游戏后都会仔细研究这棵树，希望知道对于这张图自己的获胜概率是多少。现请你帮忙求出这个值以验证聪聪的答案是否正确。

解：

与上一题类似，在计算路径长度时对 3 取模，用 $t[0], t[1], t[2]$ 分别记录模为 0、1、2 的情况，那么显然答案就是 $t[1]*t[2]*2+t[0]*t[0]$

```

1 #include <cstdio>
2 #include <algorithm>
3 using namespace std;
4 const int MAXN = 20003;
5 struct Edge {
6     int to, nxt, w;
7     Edge() {}
8     Edge(int _to, int _nxt, int _w):to(_to), nxt(_nxt), w(_w) {}

```

```

9  }e[MAXN << 1];
10 int h[MAXN], p;
11 int sz[MAXN];
12 int d[MAXN], t[5], ans;
13 bool vis[MAXN];
14 inline void add_edge(int u, int v, int w) {
15     e[++p] = Edge(v, h[u], w); h[u] = p;
16     e[++p] = Edge(u, h[v], w); h[v] = p;
17 }
18 int getsz(int x, int fa) {
19     sz[x] = 1;
20     for(int i = h[x]; i; i = e[i].nxt) {
21         int y = e[i].to;
22         if(vis[y] || y == fa) continue;
23         sz[x] += getsz(y, x);
24     }
25     return sz[x];
26 }
27 int getrt(int x) {
28     int tot = getsz(x, 0) / 2;
29     while(1) {
30         int u = -1;
31         for(int i = h[x]; i; i = e[i].nxt) {
32             int y = e[i].to;
33             if(vis[y] || sz[y] > sz[x]) continue;
34             if(u == -1 || sz[y] > sz[u]) u = y;
35         }
36         if(~u && sz[u] > tot) x = u;
37         else break;
38     }
39     return x;
40 }
41 void getdep(int x, int fa) {
42     t[d[x]]++;
43     for(int i = h[x]; i; i = e[i].nxt) {
44         int y = e[i].to;
45         if(vis[y] || y == fa) continue;
46         d[y] = (d[x] + e[i].w) % 3;
47         getdep(y, x);
48     }
49 }
50 int cal(int x, int v) {
51     t[0] = t[1] = t[2] = 0;
52     d[x] = v % 3;
53     getdep(x, 0);
54     return t[0] * t[0] + t[1] * t[2] * 2;
55 }
56 void solve(int x) {
57     vis[x] = 1;
58     ans += cal(x, 0);
59     for(int i = h[x]; i; i = e[i].nxt) {
60         int y = e[i].to;
61         if(vis[y]) continue;
62         ans -= cal(y, e[i].w);
63         solve(getrt(y));
64     }
65 }
66 int main() {
67     int n;
68     scanf("%d", &n);
69     for(int i = 1, u, v, w; i < n; i++) {

```

```

70     scanf("%d%d%d", &u, &v, &w);
71     add_edge(u, v, w);
72 }
73 solve(getrt(1));
74 printf("%d/%d\n", ans / __gcd(ans, n * n), n * n / __gcd(ans, n * n));
75 return 0;
76 }

```

Example:bzoj2599 Race

给一棵树, 每条边有权. 求一条路径, 权值和等于 K , 且边的数量最小. 数据范围: $N \leq 2e5$, $K \leq 1e6$

解:

开一个 $100W$ 的数组 $t, t[i]$ 表示权值为 i 的路径最少边数

找到重心分成若干子树后, 得出一棵子树的所有点到根的值和 x , 到根 a 条边, 用 $t[k-x]+a$ 更新答案, 全部查询完后, 再用所有 a 更新 $t[x]$

这样可以保证不出现点分治中的不合法情况

```

1  #include <cstdio>
2  #include <algorithm>
3  #include <cstring>
4  using namespace std;
5  const int MAXN = 200003;
6  const int INF = 0x3f3f3f3f;
7  struct Edge {
8      int to, nxt, w;
9      Edge() {}
10     Edge(int _to, int _nxt, int _w):to(_to), nxt(_nxt), w(_w) {}
11 }e[MAXN << 1];
12 int h[MAXN], p;
13 int sz[MAXN], dep[MAXN], d[MAXN], t[1000003];
14 bool vis[MAXN];
15 int n, k, ans;
16 inline void add_edge(int u, int v, int w) {
17     e[++p] = Edge(v, h[u], w); h[u] = p;
18     e[++p] = Edge(u, h[v], w); h[v] = p;
19 }
20 int getsz(int x, int fa) {
21     sz[x] = 1;
22     for(int i = h[x]; i; i = e[i].nxt) {
23         int y = e[i].to;
24         if(vis[y] || y == fa) continue;
25         sz[x] += getsz(y, x);
26     }
27     return sz[x];
28 }
29 int getrt(int x) {
30     int tot = getsz(x, 0) >> 1;
31     while(1) {
32         int u = -1;
33         for(int i = h[x]; i; i = e[i].nxt) {
34             int y = e[i].to;
35             if(vis[y] || sz[y] > sz[x]) continue;
36             if(u == -1 || sz[y] > sz[u]) u = y;
37         }
38         if(~u && sz[u] > tot) x = u;
39         else break;
40     }
41     return x;
42 }

```

```

43 void getdep(int x, int fa) {
44     if(d[x] > k) return;
45     ans = min(ans, t[k - d[x]] + dep[x]);
46     for(int i = h[x]; i; i = e[i].nxt) {
47         int y = e[i].to;
48         if(vis[y] || y == fa) continue;
49         d[y] = d[x] + e[i].w;
50         dep[y] = dep[x] + 1;
51         getdep(y, x);
52     }
53 }
54 void update(int x, int fa, int fg) {
55     if(d[x] > k) return;
56     if(fg) t[d[x]] = min(t[d[x]], dep[x]);
57     else t[d[x]] = INF;
58     for(int i = h[x]; i; i = e[i].nxt) {
59         int y = e[i].to;
60         if(vis[y] || y == fa) continue;
61         update(y, x, fg);
62     }
63 }
64 void cal(int x, int w) {
65     d[x] = w; dep[x] = 1;
66     getdep(x, 0);
67 }
68 void solve(int x) {
69     vis[x] = 1;
70     for(int i = h[x]; i; i = e[i].nxt) {
71         int y = e[i].to;
72         if(vis[y]) continue;
73         cal(y, e[i].w);
74         update(y, 0, 1);
75     }
76     for(int i = h[x]; i; i = e[i].nxt) {
77         int y = e[i].to;
78         if(vis[y]) continue;
79         update(y, 0, 0);
80     }
81     for(int i = h[x]; i; i = e[i].nxt) {
82         int y = e[i].to;
83         if(vis[y]) continue;
84         solve(getrt(y));
85     }
86 }
87 int main() {
88     scanf("%d%d", &n, &k);
89     for(int i = 1, u, v, w; i < n; i++) {
90         scanf("%d%d%d", &u, &v, &w);
91         add_edge(u + 1, v + 1, w);
92     }
93     ans = INF;
94     memset(t, 0x3f, sizeof(t));
95     t[0] = 0;
96     solve(getrt(1));
97     if(ans != INF) printf("%d\n", ans);
98     else puts("-1");
99     return 0;
100 }

```

Example:bzoj3697 采药人的路径

采药人的药田是一个树状结构，每条路径上都种植着同种药材。采药人以自己对药材独到的见解，对每种药材

进行了分类。大致分为两类，一种是阴性的，一种是阳性的。采药人每天都要进行采药活动。他选择的路径是很有讲究的，他认为阴阳平衡是很重要的，所以他走的一定是两种药材数目相等的路径。采药工作是很辛苦的，所以他希望他选出的路径中有一个可以作为休息站的节点（不包括起点和终点），满足起点到休息站和休息站到终点的路径也是阴阳平衡的。他想知道他一共可以选择多少种不同的路径。

解：

本题可以考虑树的点分治。问题就变成求过根满足条件的路径数。

路径上的休息站一定是在起点到根的路径上，或者根到终点的路径上。

如何判断一条从根出发的路径是否包含休息站？只要在 dfs 中记录下这条路径的和 x ，同时用个标志数组判断这条路径是否存在前缀和为 x 的节点。

这样我们枚举根节点的每个子树。用 $f[i][0\cdots 1]$, $g[i][0\cdots 1]$ 分别表示前面几个子树以及当前子树和为 i 的路径数目，0 和 1 用于区分路径上是否存在前缀和为 i 的节点。

那么当前子树的贡献就是 $f[0][0] * g[0][0] + \sum f[i][0] * g[-i][1] + f[i][1] * g[-i][0] + f[i][1] * g[-i][1]$ ，其中 i 的范围 $[-d, d]$ ， d 为当前子树的深度。

```

1  #include <cstdio>
2  #include <algorithm>
3  using namespace std;
4  typedef long long ll;
5  const int MAXN = 100003;
6  struct Edge {
7      int to, nxt, w;
8      Edge() {}
9      Edge(int _to, int _nxt, int _w):to(_to), nxt(_nxt), w(_w) {}
10 }e[MAXN << 1];
11 int h[MAXN], p;
12 int sz[MAXN], dep[MAXN], d[MAXN];
13 int t[MAXN << 1];
14 ll ans, f[MAXN << 1][2], g[MAXN << 1][2]; //分别表示前面几个子树以及当前子树和为 i 的路径
    数目，0和1用于区分路径上是否存在前缀和为 i 的节点
15 bool vis[MAXN];
16 int n;
17 inline void add_edge(int u, int v, int w) {
18     e[++p] = Edge(v, h[u], w); h[u] = p;
19     e[++p] = Edge(u, h[v], w); h[v] = p;
20 }
21 int getsz(int x, int fa) {
22     sz[x] = 1;
23     for(int i = h[x]; i; i = e[i].nxt) {
24         int y = e[i].to;
25         if(vis[y] || y == fa) continue;
26         sz[x] += getsz(y, x);
27     }
28     return sz[x];
29 }
30 int getrt(int x) {
31     int tot = getsz(x, 0) >> 1;
32     while(1) {
33         int u = -1;
34         for(int i = h[x]; i; i = e[i].nxt) {
35             int y = e[i].to;
36             if(vis[y] || sz[y] > sz[x]) continue;
37             if(u == -1 || sz[y] > sz[u]) u = y;
38         }
39         if(~u && sz[u] > tot) x = u;
40         else break;
41     }
42     return x;

```

```

43 }
44 int getdep(int x, int fa) {
45     int mx = dep[x];
46     if(t[d[x]]) f[d[x]][1]++;
47     else f[d[x]][0]++;
48     t[d[x]]++;
49     for(int i = h[x]; i; i = e[i].nxt) {
50         int y = e[i].to;
51         if(vis[y] || y == fa) continue;
52         d[y] = d[x] + e[i].w;
53         dep[y] = dep[x] + 1;
54         mx = max(mx, getdep(y, x));
55     }
56     t[d[x]]--;
57     return mx;
58 }
59 ll cal(int x) {
60     int mx = 0, mxd;
61     ll res = 0;
62     g[n][0] = 1; //初始化子树和为0的边数量为1
63     for(int i = h[x]; i; i = e[i].nxt) {
64         int y = e[i].to;
65         if(vis[y]) continue;
66         d[y] = n + e[i].w;
67         dep[y] = 1;
68         mx = max(mx, mxd = getdep(y, 0));
69         res += (g[n][0] - 1) * f[n][0];
70         for(int j = -mxd; j <= mxd; j++)
71             res += f[n + j][0] * g[n - j][1] + f[n + j][1] * g[n - j][0] + f[n + j][1] *
72             g[n - j][1];
73         for(int j = n - mxd; j <= n + mxd; j++) {
74             g[j][0] += f[j][0];
75             g[j][1] += f[j][1];
76             f[j][0] = f[j][1] = 0;
77         }
78     }
79     for(int i = n - mx; i <= n + mx; i++) g[i][0] = g[i][1] = 0;
80     return res;
81 }
82 void solve(int x) {
83     vis[x] = 1;
84     ans += cal(x);
85     for(int i = h[x]; i; i = e[i].nxt)
86         if(!vis[e[i].to]) solve(getrt(e[i].to));
87 }
88 int main() {
89     scanf("%d", &n);
90     for(int i = 1, u, v, w; i < n; i++) {
91         scanf("%d%d%d", &u, &v, &w); if(!w) w = -1;
92         add_edge(u, v, w);
93     }
94     solve(getrt(1));
95     printf("%lld\n", ans);
96     return 0;
97 }

```

Example: hdu 4670 Cube number on a tree

题目大意：树上路径乘积为立方数的路径数

解：立方数的性质是每个因子的个数为3的倍数，那么每个因子只需要保存0-2三个状态即可，然后路径就可以转化为一个K位3进制数，点分治后，便可以用一个map来查询路径经过根的答案。

```

1  #pragma comment(linker, "/STACK:1024000000,1024000000")
2  #include <bits/stdc++.h>
3  using namespace std;
4  typedef long long LL;
5  const int MAXN = 50003;
6  struct Edge {
7      int to, nxt;
8  }e[MAXN << 1];
9  int head[MAXN], ecnt;
10 int sz[MAXN];
11 LL d[MAXN], ans;
12 LL p[MAXN];
13 LL prime[31];
14 LL pw[31];
15 int k, cnt;
16 int vis[MAXN];
17 unordered_map<LL, int> Hash;
18 LL s[MAXN];
19 inline void add_edge(int u, int v) {
20     e[++ecnt] = (Edge) {v, head[u]}; head[u] = ecnt;
21     e[++ecnt] = (Edge) {u, head[v]}; head[v] = ecnt;
22 }
23 int getsz(int x, int fa) {
24     sz[x] = 1;
25     for(int i = head[x]; i; i = e[i].nxt) {
26         int y = e[i].to;
27         if(vis[y] || y == fa) continue;
28         sz[x] += getsz(y, x);
29     }
30     return sz[x];
31 }
32 int getrt(int x) {
33     int tot = getsz(x, 0) / 2;
34     while(1) {
35         int u = -1;
36         for(int i = head[x]; i; i = e[i].nxt) {
37             int y = e[i].to;
38             if(vis[y] || sz[y] > sz[x]) continue;
39             if(u == -1 || sz[y] > sz[u]) u = y;
40         }
41         if(~u && sz[u] > tot) x = u;
42         else break;
43     }
44     return x;
45 }
46 LL inv(LL x) {
47     LL res = 0;
48     for(int i = 0; i < k; i++) res += (3 - x / pw[i] % 3) % 3 * pw[i];
49     return res;
50 }
51 LL add(LL x, LL y) {
52     LL res = 0;
53     for(int i = 0; i < k; i++) res += (x / pw[i] % 3 + y / pw[i] % 3 + 3) % 3 * pw[i];
54     return res;
55 }
56 void upd(LL x) {
57     if(!Hash.count(x)) Hash[x] = 0;
58     Hash[x]++;
59 }
60 void getdep(int x, int fa) {

```



```

61     s[++cnt] = d[x];
62     for(int i = head[x]; i; i = e[i].nxt) {
63         int y = e[i].to;
64         if(vis[y] || y == fa) continue;
65         d[y] = add(d[x], p[y]);
66         getdep(y, x);
67     }
68 }
69 LL cal(int x, LL v) {
70     cnt = 0;
71     Hash.clear();
72     getdep(x, 0);
73     LL res = 0;
74     for(int i = 1; i <= cnt; i++) {
75         res += Hash[inv(s[i])];
76         Hash[add(s[i], -v)]++;
77     }
78     return res;
79 }
80 void solve(int x) {
81     vis[x] = 1;
82     d[x] = p[x];
83     ans += cal(x, p[x]) + (p[x] == 0);
84     for(int i = head[x]; i; i = e[i].nxt) {
85         int y = e[i].to;
86         if(vis[y]) continue;
87         d[y] = add(p[x], p[y]);
88         ans -= cal(y, p[x]);
89         solve(getrt(y));
90     }
91 }
92 inline void init(int n) {
93     for(int i = 0; i <= n; i++) {
94         vis[i] = head[i] = 0;
95     }
96     ans = 0; ecnt = 0;
97 }
98 int main() {
99     pw[0] = 1;
100    for(int i = 1; i < 30; i++) pw[i] = pw[i - 1] * 3;
101    int n;
102    while(~scanf("%d%d", &n, &k)) {
103        init(n);
104        for(int i = 0; i < k; i++) scanf("%lld", prime + i);
105        LL tmp;
106        for(int i = 1; i <= n; i++) {
107            scanf("%lld", &tmp);
108            p[i] = 0;
109            for(int j = 0; j < k; j++) {
110                int cur = 0;
111                while(tmp % prime[j] == 0) {
112                    cur++;
113                    tmp /= prime[j];
114                }
115                p[i] += cur % 3 * pw[j];
116            }
117        }
118        for(int i = 1, u, v; i < n; i++) {
119            scanf("%d%d", &u, &v);
120            add_edge(u, v);
121        }

```

```

122     solve(getrt(1));
123     printf("%lld\n", ans);
124 }
125 return 0;
126 }

```

1.4 LCA

尚未开始

1.5 Tarjan

尚未开始

1.6 Cactus

Tarjan 缩点后，每个 BCC 内的点为圆点，连到同一个方点。

Example:bzoj2125 最短路

仙人掌上 q 次询问两点最短路径

做法：加边权。如果一条边是圆圆边，那么就是原来的边权，如果是圆方边，那么边权等于环的根到那个圆点的最短路径长度。现在我们要询问两个点的最短路，我们查一下 lca，如果是圆点，那么这个最短路就是树上的长度。如果是方点，我们倍增跳到这个环上，在每个环上记一下前缀和，判一下走哪一侧就行了。

```

1  // 2125最短路.cpp
2  #include <bits/stdc++.h>
3  using namespace std;
4  inline int read() {
5      int x = 0, ch = getchar(); bool fg = 1;
6      while(ch < '0' || ch > '9') { if(ch == '-') fg = 0; ch = getchar(); }
7      while(ch >= '0' && ch <= '9') { x = x * 10 + ch - '0'; ch = getchar(); }
8      return fg ? x : -x;
9  }
10 typedef pair<int, int> P;
11 const int MAXN = 2e4 + 5;
12 const int S = 15;
13 namespace Tree {
14     struct Edge {
15         int to, nxt, w;
16     }e[MAXN << 1];
17     int ecnt, head[MAXN];
18     int rt, isrt[MAXN], fa[MAXN][S + 3];
19     int sz[MAXN];
20     inline void addEdge(int u, int v, int w) {
21         e[++ecnt] = (Edge) {v, head[u], w}; head[u] = ecnt;
22         fa[v][0] = u;
23     }
24 }
25 int n, m, Q;
26 namespace BCC{
27     struct Edge {
28         int to, nxt, w;
29     }e[MAXN << 1];
30     int ecnt, head[MAXN];

```

```

31  int dfs_clock, dfn[MAXN], low[MAXN];
32  int is_vertex[MAXN], vbcc_cnt, vbccno[MAXN];
33  vector<P> vbcc[MAXN];
34  stack<P> vs;
35  int tag[MAXN];
36  inline void addEdge(int u, int v, int w) {
37      e[++ecnt] = (Edge) {v, head[u], w}; head[u] = ecnt;
38      e[++ecnt] = (Edge) {u, head[v], w}; head[v] = ecnt;
39  }
40  inline void init(int n) {
41      ecnt = 1;
42      dfs_clock = 0;
43      vbcc_cnt = 0;
44      for(int i = 0; i <= 2 * n; i++){
45          head[i] = dfn[i] = low[i] = 0;
46          vbccno[i] = 0;
47          tag[i] = 0;
48      }
49      while(!vs.empty()) vs.pop();
50  }
51  //root's edge = -1;
52  void tarjan(int u, int edge) {
53      dfn[u] = low[u] = ++dfs_clock;
54      vs.push(P(u, e[edge ^ 1].w));
55      for(int i = head[u], v; i; i = e[i].nxt) {
56          if(!dfn[v = e[i].to]) {
57              tarjan(v, i ^ 1);
58              low[u] = min(low[u], low[v]);
59              if(low[v] >= dfn[u]) {
60                  if(vs.top().first == v) {
61                      Tree::addEdge(u, v, vs.top().second);
62                      vs.pop();
63                      continue;
64                  }
65                  vbcc[++vbcc_cnt].clear();
66                  vbcc[vbcc_cnt].push_back(P(u, 0));
67                  Tree::isrt[u] = 1;
68                  int &sz = Tree::sz[n + vbcc_cnt];
69                  tag[vs.top().first] = n + vbcc_cnt;
70                  //Tree::addEdge(u, rt, 0);
71                  for(P x;;) {
72                      x = vs.top(); vs.pop();
73                      sz += x.second;
74                      //Tree::addEdge(rt, x.first, sz);
75                      vbcc[vbcc_cnt].push_back(x);
76                      vbccno[x.first] = vbcc_cnt;
77                      if(x.first == v) break;
78                  }
79              }
80          }
81          else if(dfn[v] < dfn[u] && i != edge)
82              low[u] = min(low[u], dfn[v]);
83      }
84      for(int i = head[u], v; i; i = e[i].nxt) {
85          if(tag[v = e[i].to]) {
86              int r = tag[v]; Tree::sz[r] += e[i].w;
87              tag[v] = 0;
88          }
89      }
90  }
91  void findBCC(int n) {

```

```

92     for(int i = 1; i <= n; i++)
93         if(!dfn[i]) tarjan(i, -1);
94     }
95 }
96 namespace Tree {
97     int dis[MAXN], dep[MAXN], len[MAXN];
98     inline void init(int n) {
99         BCC::init(n);
100         rt = n;
101         ecnt = 1;
102         for(int i = 0; i <= 2 * n; i++) {
103             head[i] = 0;
104             fa[i][0] = isrt[i] = dis[i] = dep[i] = len[i] = 0;
105         }
106     }
107     void dfs(int x) {
108         for(int i = head[x], y; i; i = e[i].nxt) {
109             if(!dep[y = e[i].to]) {
110                 dep[y] = dep[x] + 1;
111                 dis[y] = dis[x] + e[i].w;
112                 dfs(y);
113             }
114         }
115     }
116     void pre() {
117         for(int k = 1; k <= BCC::vbcc_cnt; k++) {
118             rt++;
119             vector<P> &E = BCC::vbcc[k];
120             addEdge(E[0].first, rt, 0);
121             int cnt = 0;
122             for(int i = E.size() - 1; i >= 1; i--) {
123                 cnt += E[i].second;
124                 len[E[i].first] = cnt;
125                 addEdge(rt, E[i].first, min(cnt, sz[rt] - cnt));
126             }
127         }
128         for(int k = 1; k <= S; k++) {
129             for(int i = 1; i <= rt; i++) {
130                 fa[i][k] = fa[fa[i][k - 1]][k - 1];
131             }
132         }
133         dep[1] = 1;
134         dfs(1);
135     }
136     int up(int x, int d) {
137         for(int i = S; i >= 0; i--) {
138             if(dep[fa[x][i]] >= d) x = fa[x][i];
139         }
140         return x;
141     }
142     int lca(int u, int v) {
143         if(dep[u] > dep[v]) swap(u, v);
144         v = up(v, dep[u]);
145         if(u == v) return u;
146         for(int i = S; i >= 0; i--) {
147             if(fa[u][i] != fa[v][i]) {
148                 u = fa[u][i], v = fa[v][i];
149             }
150         }
151         return fa[u][0];
152     }

```

```

153     int query(int u, int v) {
154         int l = lca(u, v);
155         if(l <= n) return dis[u] + dis[v] - 2 * dis[l];
156         int x = up(u, dep[l] + 1), y = up(v, dep[l] + 1);
157         int res = dis[u] - dis[x] + dis[v] - dis[y];
158         int tmp = abs(len[x] - len[y]);
159         return res + min(tmp, sz[l] - tmp);
160     }
161 }
162
163 int main() {
164     ios::sync_with_stdio(0); cin.tie(0); cout.precision(6); cout << fixed;
165     using namespace Tree;
166     cin >> n >> m >> Q;
167     init(n);
168     for(int i = 1, u, v, w; i <= m; i++) {
169         cin >> u >> v >> w;
170         BCC::addEdge(u, v, w);
171     }
172     BCC::findBCC(n);
173     pre();
174     int u, v;
175     while(Q--) {
176         cin >> u >> v;
177         cout << query(u, v) << endl;
178     }
179     return 0;
180 }

```

Example:bzoj4316 小 C 的独立集

仙人掌上的最大独立集

做法: $dp[x][0/1]$ 为 x 不选/选时这棵子树内的最大独立集。类似于树上 dp , 考虑如果圆点的 dp 方程不变, 方点的 dp 就应该是: $dp[x][0]$ 表示这个点的父亲选, $dp[x][1]$ 表示这个点的父亲可以选也可以不选。

```

1  // 4316小C的独立集.cpp
2  #include <bits/stdc++.h>
3  using namespace std;
4
5  inline int read() {
6      int x = 0, ch = getchar(); bool fg = 1;
7      while(ch < '0' || ch > '9') { if(ch == '-') fg = 0; ch = getchar(); }
8      while(ch >= '0' && ch <= '9') { x = x * 10 + ch - '0'; ch = getchar(); }
9      return fg ? x : -x;
10 }
11 const int MAXN = 1e6 + 5;
12 int n, m;
13 namespace Tree {
14     vector<int> G[MAXN];
15     int rt[MAXN];
16     inline void addEdge(int u, int v) {
17         G[u].push_back(v);
18     }
19 }
20 namespace BCC{
21     struct Edge {
22         int to, nxt;
23     }e[MAXN << 1];
24     int ecnt, head[MAXN];
25     int dfs_clock, dfn[MAXN], low[MAXN];
26     int is_vertex[MAXN], vbcc_cnt, vbccno[MAXN];
27     vector<int> vbcc[MAXN];

```

```

28     stack<int> vS;
29     inline void addEdge(int u, int v) {
30         e[++ecnt] = (Edge) {v, head[u]}; head[u] = ecnt;
31         e[++ecnt] = (Edge) {u, head[v]}; head[v] = ecnt;
32     }
33     inline void init(int n) {
34         ecnt = 1;
35         dfs_clock = 0;
36         vbcc_cnt = 0;
37         for(int i = 1; i <= n; i++){
38             head[i] = dfn[i] = low[i] = 0;
39             is_vertex[i] = 0;
40             vbccno[i] = 0;
41         }
42         while(!vS.empty()) vS.pop();
43     }
44     //root's edge = -1;
45     void tarjan(int u, int edge) {
46         dfn[u] = low[u] = ++dfs_clock;
47         int ch = 0;
48         vS.push(u);
49         for(int i = head[u], v; i; i = e[i].nxt) {
50             if(!dfn[v = e[i].to]) {
51                 tarjan(v, i ^ 1);
52                 low[u] = min(low[u], low[v]);
53                 if(low[v] >= dfn[u]) {
54                     ch++;
55                     if(edge > 0 || ch > 1) is_vertex[u] = 1;
56                     if(vS.top() == v) {
57                         vS.pop();
58                         Tree::addEdge(u, v);
59                         continue;
60                     }
61                     vbcc[++vbcc_cnt].clear();
62                     vbcc[vbcc_cnt].push_back(u);
63                     int rt = n + vbcc_cnt;
64                     Tree::rt[u] = 1;
65                     Tree::addEdge(u, rt);
66                     for(int x;;) {
67                         x = vS.top(); vS.pop();
68                         Tree::addEdge(rt, x);
69                         vbcc[vbcc_cnt].push_back(x);
70                         vbccno[x] = vbcc_cnt;
71                         if(x == v) break;
72                     }
73                 }
74             }
75             else if(dfn[v] < dfn[u] && i != edge)
76                 low[u] = min(low[u], dfn[v]);
77         }
78     }
79     void findBCC(int n){
80         for(int i = 1; i <= n; i++)
81             if(!dfn[i]) tarjan(i, -1);
82     }
83 }
84 namespace Tree {
85     int vis[MAXN], dp[MAXN][2];
86     int tmp[MAXN][2];
87     inline void init(int n) {
88         BCC::init(n);

```

```

89     for(int i = 1; i <= n; i++) {
90         G[i].clear();
91         dp[i][0] = dp[i][1] = vis[i] = rt[i] = 0;
92     }
93 }
94 void dfs(int x) {
95     if(vis[x]) return;
96     vis[x] = 1;
97     if(!rt[x] && x <= n) {
98         dp[x][1] = 1; dp[x][0] = 0;
99         for(auto y : G[x]) {
100             dfs(y);
101             dp[x][1] += dp[y][0];
102             dp[x][0] += max(dp[y][0], dp[y][1]);
103         }
104     }
105     else {
106         vector<int> &E = G[x];
107         for(auto y : E) dfs(y);
108         if(x <= n) {
109             dp[x][1] = 1; dp[x][0] = 0;
110             for(auto y : E) {
111                 dp[x][1] += dp[y][1];
112                 dp[x][0] += max(dp[y][0], dp[y][1]);
113             }
114             return;
115         }
116         int u, v;
117         //第一个点不加
118         tmp[E[0]][0] = tmp[E[0]][1] = 0;
119         for(int i = 1; i < E.size(); i++) {
120             v = E[i], u = E[i - 1];
121             tmp[v][1] = dp[v][1] + tmp[u][0];
122             tmp[v][0] = dp[v][0] + max(tmp[u][0], tmp[u][1]);
123         }
124         u = E.front(), v = E.back();
125         dp[x][1] = tmp[v][0] + dp[u][0];
126         //第一个点加
127         tmp[E[0]][0] = dp[E[0]][0];
128         tmp[E[0]][1] = dp[E[0]][1];
129         for(int i = 1; i < E.size(); i++) {
130             v = E[i], u = E[i - 1];
131             tmp[v][1] = dp[v][1] + tmp[u][0];
132             tmp[v][0] = dp[v][0] + max(tmp[u][0], tmp[u][1]);
133         }
134         dp[x][0] = max(tmp[v][0], tmp[v][1]);
135     }
136 }
137 }
138 int main() {
139     ios::sync_with_stdio(0); cin.tie(0); cout.precision(6); cout << fixed;
140     using namespace Tree;
141     cin >> n >> m;
142     init(n);
143     for(int i = 1, u, v; i <= m; i++) {
144         cin >> u >> v;
145         BCC::addEdge(u, v);
146     }
147     BCC::findBCC(n);
148     int ans = 0;
149     for(int i = 1; i <= n; i++) {

```

```
150     if(!vis[i]) dfs(i);
151     ans = max(ans, max(dp[i][0], dp[i][1]));
152 }
153 cout << ans << endl;
154 return 0;
155 }
```


2 Data Structures

2.1 Basic Structures

可持久化并查集

给定 n 个集合，第 i 个集合内初始状态下只有一个数，为 i

有 m 次操作。操作分为 3 种：

1 $a\ b$ 合并 a, b 所在集合；

2 k 回到第 k 次操作（执行三种操作中的任意一种都记为一次操作）之后的状态；

3 $a\ b$ 询问 a, b 是否属于同一集合，如果是则输出 1，否则输出 0

```

1 #include<bits/stdc++.h>
2 using namespace std;
3 const int MAXN = 301000;
4 int ls[MAXN*30], rs[MAXN*30], fa[MAXN*30], dep[MAXN*30];
5 int Rt[MAXN*30];
6 namespace Persistent_Union_Set {
7     int tcnt;
8     void build(int &cur, int l, int r) {
9         cur = ++tcnt;
10        if(l==r) {fa[cur]=l;return ;}
11        int mid = (l+r)>>1;
12        build(ls[cur], l, mid);
13        build(rs[cur], mid+1, r);
14    }
15    void merge(int last, int &cur, int l, int r, int pos, int Fa) {
16        cur=++tcnt; ls[cur]=ls[last]; rs[cur]=rs[last];
17        if(l==r) {
18            fa[cur]=Fa;
19            dep[cur]=dep[last];
20            return;
21        }
22        int mid = (l+r) >> 1;
23        if(pos<=mid)merge(ls[last],ls[cur],l, mid, pos,Fa);
24        else merge(rs[last],rs[cur],mid+1, r, pos,Fa);
25    }
26    void update(int cur,int l,int r,int pos) {
27        if(l==r){dep[cur]++;return ;}
28        int mid = (l+r)>>1;
29        if(pos<=mid)update(ls[cur],l,mid,pos); else update(rs[cur],mid+1,r,pos);
30    }
31    int query(int cur,int l,int r,int pos) {
32        if(l==r) {return cur;}
33        int mid = (l+r)>>1;
34        if(pos<=mid)return query(ls[cur],l,mid,pos);
35        return query(rs[cur],mid+1,r,pos);
36    }
37    int find(int cur, int n, int pos) {
38        int now = query(cur,1, n,pos);
39        if(fa[now]==pos)return now;
40        return find(cur,n, fa[now]);
41    }
42 }
43 using namespace Persistent_Union_Set;
44 int main() {
45     int n, m; cin >> n >> m;
46     build(Rt[0], 1, n);
47     for(int i = 1; i <= m; i++) {

```

```

48     static int opt,x,y;
49     cin >> opt >> x;
50     if(opt==1) {
51         cin >> y;
52         static int posx,posy;
53         Rt[i] = Rt[i-1];
54         posx = find(Rt[i],n,x); posy=find(Rt[i],n,y);
55         if(fa[posx]!=fa[posy]) {
56             if(dep[posx]>dep[posy])swap(posx,posy);
57             merge(Rt[i-1],Rt[i],1,n,fa[posx],fa[posy]);
58             if(dep[posx]==dep[posy])update(Rt[i],1,n,fa[posy]);
59         }
60     }
61     else if(opt==2) Rt[i]=Rt[x];
62     else if(opt==3) {
63         cin >> y;
64         Rt[i]=Rt[i-1];
65         static int posx,posy;
66         posx=find(Rt[i],n,x);posy=find(Rt[i],n,y);
67         cout << (fa[posx]==fa[posy] ? "1" : "0") << endl;
68     }
69 }
70 return 0;
71 }

```

2.2 Heap Structures

尚未开始

2.3 Sequence Structures

尚未开始

2.4 Persistent Data Structures

2.4.1 Chairman Tree

Example: bzoj4448 情报传递

一棵树，每个节点 cnt 初始值为 0。Q 天，每天一次操作，操作为以下两种之一：

1. 输入 (x) 令一个节点 x 的 cnt 开始变化，以后每天增加 1
2. 输入 (x,y,C) 询问两个节点 (x, y) 的路径上的节点个数和 cnt 超过 C 的节点个数

```

1  #include <bits/stdc++.h>
2  using namespace std;
3  const int MAXN = 200003;
4  struct Edge {
5      int to, nxt;
6      Edge() {}
7      Edge(int to, int nxt):to(to), nxt(nxt) {}
8  }e[MAXN << 1];
9  int h[MAXN], p;
10 int n, m;
11 int l[MAXN * 20], r[MAXN * 20], rt[MAXN * 20], sum[MAXN * 20];
12 int sz[MAXN], dep[MAXN], top[MAXN], fa[MAXN], son[MAXN], w[MAXN], id[MAXN];
13 int totw;
14 int x[MAXN], y[MAXN], c[MAXN], t[MAXN];

```

```

15 int cnt, cnt2;
16 inline void add_edge(int x, int y) {
17     if(x == 0 || y == 0) return;
18     e[++p] = Edge(y, h[x]); h[x] = p;
19     e[++p] = Edge(x, h[y]); h[y] = p;
20 }
21 void dfs1(int x) {
22     sz[x] = 1; son[x] = 0;
23     for(int i = h[x]; i; i = e[i].nxt) {
24         int v = e[i].to;
25         if(v == fa[x]) continue;
26         fa[v] = x;
27         dep[v] = dep[x] + 1;
28         dfs1(v);
29         sz[x] += sz[v];
30         if(sz[v] > sz[son[x]]) son[x] = v;
31     }
32 }
33 void dfs2(int x) {
34     if(son[x]) {
35         top[son[x]] = top[x];
36         w[son[x]] = ++totw;
37         id[son[x]] = totw;
38         dfs2(son[x]);
39     }
40     for(int i = h[x]; i; i = e[i].nxt) {
41         int v = e[i].to;
42         if(v == fa[x] || v == son[x]) continue;
43         top[v] = v;
44         w[v] = ++totw;
45         id[v] = totw;
46         dfs2(v);
47     }
48 }
49 void update(int pre, int &x, int ll, int rr, int v) {
50     x = ++cnt; l[x] = l[pre]; r[x] = r[pre]; sum[x] = sum[pre] + 1;
51     if(ll == rr) return;
52     int mid = ll + rr >> 1;
53     if(v <= mid) update(l[pre], l[x], ll, mid, v);
54     else update(r[pre], r[x], mid + 1, rr, v);
55 }
56 int query(int x, int y, int c) {
57     int L = rt[x - 1], R = rt[y], ll = 1, rr = m, res = 0;
58     while(ll != rr) {
59         int mid = ll + rr >> 1;
60         if(c <= mid) L = l[L], R = l[R], rr = mid;
61         else res += sum[l[R]] - sum[l[L]], L = r[L], R = r[R], ll = mid + 1;
62     }
63     if(c >= ll) res += sum[R] - sum[L];
64     return res;
65 }
66 void solve(int x, int y, int c) {
67     int ans = 0, tmp = dep[x] + dep[y];
68     while(top[x] != top[y]) {
69         if(dep[top[x]] < dep[top[y]]) swap(x, y);
70         ans += query(w[top[x]], w[x], c);
71         x = fa[top[x]];
72     }
73     if(dep[x] < dep[y]) swap(x, y);
74     ans += query(w[y], w[x], c);
75     printf("%d %d\n", tmp - (dep[y] << 1) + 1, ans);

```

```
76 }
77 int main() {
78     scanf("%d", &n);
79     for(int i = 1, a; i <= n; i++) {
80         scanf("%d", &a);
81         add_edge(a, i);
82     }
83     fa[1] = 1; dep[1] = 1; top[1] = 1; w[1] = 1; totw = 1; id[1] = 1;
84     dfs1(1); dfs2(1);
85     scanf("%d", &m);
86     for(int i = 1; i <= n; i++) t[i] = m;
87     for(int i = 1, a; i <= m; i++) {
88         scanf("%d", &a);
89         if(a == 1) {
90             int X, Y, C;
91             scanf("%d%d%d", &X, &Y, &C);
92             x[cnt2] = X; y[cnt2] = Y; c[cnt2++] = i - C - 1;
93         }
94         else {
95             scanf("%d", &a);
96             t[a] = i;
97         }
98     }
99     for(int i = 1; i <= n; i++) update(rt[i - 1], rt[i], 1, m, t[id[i]]);
100     for(int i = 0; i < cnt2; i++) solve(x[i], y[i], c[i]);
101 }
```

2.5 Tree Structures

尚未开始

3 String

3.1 Basics

3.2 01-Trie

异或和

01-trie 是指字符集为 0, 1 的 trie。01-trie 可以用来维护一些数字的异或和，支持修改（删除 + 重新插入），和全局加一

如果要维护异或和，需要按值从低位到高位建立 trie

ch[v][0/1] 指节点 v 的两个儿子，ch[v][0] 指下一位是 0，同理 ch[v][1] 指下一位是 1

w[v] 指节点 v 到其父亲节点这条边上数值的数量（权值）。每插入一个数字 x，x 二进制拆分后在 trie 上路径的权值都会 +1

xorv[v] 指以 v 为根的子树维护的异或和

1. 给你一棵 n 个结点的树，每个结点有权值。m 次操作。需要支持以下操作。

将树上与一个节点 x 距离为 1 的节点上的权值 +1。这里树上两点间的距离定义为从一点出发到另外一点的最短路径上边的条数。

在一个节点 x 上的权值-v。

询问树上与一个节点 x 距离为 1 的所有节点上的权值的异或和。保证任意时刻每个节点的权值非负。解：每个结点建立一棵 trie 维护其儿子的权值，trie 应该支持全局加一。可以使用在每一个结点上设置懒标记来标记儿子的权值的增加量。

```

1 #include <bits/stdc++.h>
2 using namespace std;
3 const int MAXN = 5e5 + 10;
4 namespace Trie {
5     int rt[MAXN * 25], ch[MAXN * 25][2];
6     int w[MAXN * 25], xorv[MAXN * 25];
7     int tcnt = 0;
8     void maintain(int v) {
9         w[v] = xorv[v] = 0;
10         if (ch[v][0]) {
11             w[v] += w[ch[v][0]];
12             xorv[v] ^= xorv[ch[v][0]] << 1;
13         }
14         if (ch[v][1]) {
15             w[v] += w[ch[v][1]];
16             xorv[v] ^= (xorv[ch[v][1]] << 1) | (w[ch[v][1]] & 1);
17         }
18     }
19     inline int newnode() {
20         ++tcnt;
21         ch[tcnt][0] = ch[tcnt][1] = 0;
22         w[tcnt] = xorv[tcnt] = 0;
23         return tcnt;
24     }
25     void insert(int &v, int x, int pos) {
26         if (!v) v = newnode();
27         if (pos > 20) return (void)(w[v]++);
28         insert(ch[v][x & 1], x >> 1, pos + 1);
29         maintain(v);
30     }
31     void erase(int v, int x, int pos) {
32         if (pos > 20) return (void)(w[v]--);

```

```

33     erase(ch[v][x & 1], x >> 1, pos + 1);
34     maintain(v);
35 }
36 void addall(int v) {
37     swap(ch[v][1], ch[v][0]);
38     if (ch[v][0]) addall(ch[v][0]);
39     maintain(v);
40 }
41 }
42 int V[MAXN], lazy[MAXN], fa[MAXN];
43 vector<int> G[MAXN];
44 void dfs(int u, int _fa) {
45     fa[u] = _fa;
46     for(auto &v : G[u]) if(v != _fa) dfs(v, u);
47 }
48 inline int get(int x) { return (fa[x] == -1 ? 0 : lazy[fa[x]]) + V[x]; }
49 int main() {
50     int n, m; cin >> n >> m;
51     for(int i = 1, u, v; i < n; i++) {
52         cin >> u >> v;
53         G[u].push_back(v);
54         G[v].push_back(u);
55     }
56     int rt = 1;
57     dfs(rt, -1);
58     for (int i = 1; i <= n; i++) {
59         cin >> V[i];
60         if(fa[i] != -1) Trie::insert(Trie::rt[fa[i]], V[i], 0);
61     }
62     while (m--) {
63         int opt, x; cin >> opt >> x;
64         if (opt == 1) {
65             lazy[x]++;
66             if (x != rt) {
67                 if (fa[fa[x]] != -1) Trie::erase(Trie::rt[fa[fa[x]]], get(fa[x]), 0);
68                 V[fa[x]]++;
69                 if (fa[fa[x]] != -1) Trie::insert(Trie::rt[fa[fa[x]]], get(fa[x]), 0);
70             }
71             Trie::addall(Trie::rt[x]);
72         } else if (opt == 2) {
73             int v; cin >> v;
74             if (x != rt) Trie::erase(Trie::rt[fa[x]], get(x), 0);
75             V[x] -= v;
76             if (x != rt) Trie::insert(Trie::rt[fa[x]], get(x), 0);
77         } else {
78             int res = 0;
79             res = Trie::xorv[Trie::rt[x]];
80             res ^= get(fa[x]);
81             printf("%d\n", res);
82         }
83     }
84     return 0;
85 }

```

2. 给定一棵 n 个结点的有根树，结点从 1 开始编号，根结点为 1 号结点，每个结点有一个正整数权值 v_i 。设 x 号结点的子树内（包含 x 自身）的所有结点编号为 c_1, c_2, \dots, c_k

定义 $val(X)$ 的值为： $val(X) = (v_{c_1} + d(c_1, x)) \oplus (v_{c_2} + d(c_2, x)) \oplus \dots \oplus (v_{c_k} + d(c_k, x))$

其中 $d(x, y)$ 表示树上 x 号结点与 y 号结点间唯一简单路径所包含的边数， $d(x, x) = 0$ 。 \oplus 表示异或运算。请你求出 $\sum_{i=1}^n val[i]$ 的结果

解：考虑每个结点对其所有祖先的贡献。每个结点建立 trie，初始先只存这个结点的权值，然后从底向上合并每个儿子结点上的 trie，然后再全局加一，完成后统计答案

```

1 #include <bits/stdc++.h>
2 using namespace std;
3 const int MAXN = 525010 + 10;
4 namespace Trie {
5     int rt[MAXN * 25], ch[MAXN * 25][2];
6     int w[MAXN * 25], xorv[MAXN * 25];
7     int tcnt = 0;
8     void maintain(int v) {
9         w[v] = xorv[v] = 0;
10        if (ch[v][0]) {
11            w[v] += w[ch[v][0]];
12            xorv[v] ^= xorv[ch[v][0]] << 1;
13        }
14        if (ch[v][1]) {
15            w[v] += w[ch[v][1]];
16            xorv[v] ^= (xorv[ch[v][1]] << 1) | (w[ch[v][1]] & 1);
17        }
18    }
19    inline int newnode() {
20        ++tcnt;
21        ch[tcnt][0] = ch[tcnt][1] = 0;
22        w[tcnt] = xorv[tcnt] = 0;
23        return tcnt;
24    }
25    void insert(int &v, int x, int pos) {
26        if (!v) v = newnode();
27        if (pos > 20) return (void)(w[v]++);
28        insert(ch[v][x & 1], x >> 1, pos + 1);
29        maintain(v);
30    }
31    void erase(int v, int x, int pos) {
32        if (pos > 20) return (void)(w[v]--);
33        erase(ch[v][x & 1], x >> 1, pos + 1);
34        maintain(v);
35    }
36    void addall(int v) {
37        swap(ch[v][1], ch[v][0]);
38        if (ch[v][0]) addall(ch[v][0]);
39        maintain(v);
40    }
41    int marge(int a, int b) {
42        if (!a) return b;
43        if (!b) return a;
44        w[a] = w[a] + w[b];
45        xorv[a] ^= xorv[b];
46        ch[a][0] = marge(ch[a][0], ch[b][0]);
47        ch[a][1] = marge(ch[a][1], ch[b][1]);
48        return a;
49    }
50 }
51 int rt[MAXN], V[MAXN];
52 long long Ans = 0;
53 vector<int> G[MAXN];
54 void dfs(int u) {
55     for (auto &v : G[u]) {
56         dfs(v);
57         rt[u] = Trie::marge(rt[u], rt[v]);
58     }

```

```

59     Trie::addall(rt[u]);
60     Trie::insert(rt[u], V[u], 0);
61     Ans += Trie::xorv[rt[u]];
62 }
63 int main() {
64     int n; cin >> n;
65     for(int i = 1; i <= n; i++) cin >> V[i];
66     for(int i = 2; i <= n; i++) {
67         int fa; cin >> fa;
68         G[fa].push_back(i);
69     }
70     dfs(1);
71     cout << Ans << endl;
72     return 0;
73 }

```

3.3 String Matching

1. 每个模式串可能会在文本串中出现多次。你需要找出哪些模式串在文本串 T 中出现的次数最多 AC 自动机里 q 是拓扑排序结果

```

1 char t[MAXM];
2 void sol() {
3     cin >> t;
4     int tn = strlen(t), cur = root;
5     for(int i = 0; i < tn; ++i) {
6         cur = ch[cur][idx(t[i])];
7         cnt[cur] ++;
8     }
9     for(int i = qt; i ; i--) cnt[fa[q[i]]] += cnt[q[i]];
10 }

```

3.4 Suffix Related

在状态转移图中, $minl$ 和 $maxl$ 对应后缀自动机初态到当前态的最短路径和最长路径

1. 求长度为 x 的字串, 最长出现次数

解: $|Right(s)|$ 去更新 $F[Max(s)]$ 的值。同时最后从大到小依次用 $F[i]$ 去更新 $F[i-1]$

```

1 void sol() {
2     scanf("%s", s);
3     int n = strlen(s);
4     for(int i = 0; i < n; ++i) extend(s[i] - 'a');
5     radix_sort(n);
6     int cur = root;
7     for(int i = 0; i < n; ++i) {
8         cur = ch[cur][s[i] - 'a'];
9         sc[cur]++;
10        f[i] = 0;
11    }
12    for(int i = scnt; i >= 1; --i) {
13        f[ len[rs[i]] ] = max(f[ len[rs[i]] ], sc[rs[i]]);
14        sc[ fa[rs[i]] ] += sc[rs[i]];
15    }
16    for(int i = n; i; --i)
17        f[i] = max(f[i], f[i + 1]);
18    for(int i = 1; i <= n; ++i)
19        printf("%d\n", f[i]);

```


20 }

2. 维护一个串，支持在末尾添加一个字符和询问一个串在其中出现了多少次这两个操作

解：方法 1：使用动态树维护 Parent 树。方法 2：使用平衡树维护 Parent 树的 dfs 序列

3. 每次询问的所有本质不同子串中，字典序第 K 小的

解：预处理从每个节点出发，还有多少本质不同的子串可以到达，dfs 一遍 SAM

4. 求本质不同的子串个数

解：方法 1：三做法下的 $sc[root] - 1$

方法 2： $\sum_{i=1}^{scnt} maxlen[i]minlen[i] + 1, minlen[i] = maxlen[fa[i]] + 1$

5. 每次询问的所有子串中，字典序第 K 小的

输入：第一行是一个仅由小写英文字母构成的字符串 s

第二行为两个整数 t 和 k，t 为 0 则表示不同位置的相同子串算作一个，t 为 1 则表示不同位置的相同子串算作多个

解： $sc[rs[i]] = S + 1$ ；改为 $sc[rs[i]] = S + \text{出现次数}$ ；

```

1 LL f[MAXN << 1], g[MAXN << 1];
2 void solve() {
3     init();
4     int sn = strlen(s);
5     for(int i = 0; i < sn; i++) extend(s[i] - 'a');
6     LL t, k;
7     cin >> t >> k;
8     radix_sort(sn);
9     int cur = root;
10    for(int i = 0; i < sn; i++) f[cur = ch[cur][s[i] - 'a']] = 1;
11    for(int i = scnt; i; i--) f[fa[rs[i]]] += f[rs[i]];
12    for(int i = 1; i <= scnt; i++)
13        t == 0 ? g[i] = f[i] = 1 : g[i] = f[i];
14    g[1] = f[1] = 0;
15    for(int i = scnt; i; i--) {
16        for(int j = 0; j < 26; j++)
17            if(ch[rs[i]][j]) g[rs[i]] += g[ch[rs[i]][j]];
18    }
19    if(g[1] < k) cout << -1 << endl;
20    else{
21        cur = root;
22        while(k > f[cur]) {
23            k -= f[cur];
24            for(int i = 0; i < 26; i++) {
25                int _ch = ch[cur][i];
26                if (!_ch) continue;
27                if (g[_ch] < k) {k -= g[_ch]; continue;}
28                cout << char(i + 'a');
29                cur = _ch; break;
30            }
31        }
32        cout << endl;
33    }
34 }
```

6. 所有字符中不同子串个数，真广义自动机

可以根据后缀自动机的性质得到，以点 i 为结束节点的子串个数等于 $len[i] - len[link[i]]$

所以可以遍历所有的节点求和得到

```

1 #include<bits/stdc++.h>
2 using namespace std;
```

```

3  const int MAXN = 5e5+7;
4  typedef long long LL;
5  #include <bits/stdc++.h>
6  using namespace std;
7  #define MAXN 2000000
8  #define CHAR_NUM 30
9  struct exSAM {
10     int len[MAXN];
11     int fa[MAXN];
12     int ch[MAXN][CHAR_NUM];
13     int scnt;
14     void init() {
15         scnt = 1;
16         fa[0] = -1;
17     }
18     int insertSAM(int last, int c) {
19         int cur = ch[last][c];
20         if (len[cur]) return cur;
21         len[cur] = len[last] + 1;
22         int p = fa[last];
23         for(; p != -1 && !ch[p][c]; p = fa[p]) ch[p][c] = cur;
24         if (p == -1) {
25             fa[cur] = 0;
26             return cur;
27         }
28         int q = ch[p][c];
29         if (len[p] + 1 == len[q]) {
30             fa[cur] = q;
31             return cur;
32         }
33         int clone = scnt++;
34         for (int i = 0; i < CHAR_NUM; ++i)
35             ch[clone][i] = len[ch[q][i]] != 0 ? ch[q][i] : 0;
36         len[clone] = len[p] + 1;
37         while (p != -1 && ch[p][c] == q) {
38             ch[p][c] = clone;
39             p = fa[p];
40         }
41         fa[clone] = fa[q];
42         fa[cur] = clone;
43         fa[q] = clone;
44         return cur;
45     }
46     int insertTrie(int cur, int c) {
47         if (ch[cur][c]) return ch[cur][c];
48         return ch[cur][c] = scnt++;
49     }
50     void insert(const string &s) {
51         int root = 0;
52         for (auto it : s) root = insertTrie(root, it - 'a');
53     }
54     void insert(const char *s, int n) {
55         int root = 0;
56         for (int i = 0; i < n; ++i) root = insertTrie(root, s[i] - 'a');
57     }
58     void build() {
59         queue<pair<int, int>> q;
60         for (int i = 0; i < 26; ++i) if (ch[0][i]) q.push({i, 0});
61         while (!q.empty()) {
62             auto item = q.front();
63             q.pop();

```

```

64         auto last = insertSAM(item.second, item.first);
65         for (int i = 0; i < 26; ++i)
66             if (ch[last][i]) q.push({i, last});
67     }
68 }
69 } exSam;
70 char s[1000100];
71 int main() {
72     int n; cin >> n;
73     exSam.init();
74     for (int i = 0; i < n; ++i) {
75         cin >> s;
76         int len = strlen(s);
77         exSam.insert(s, len);
78     }
79     exSam.build();
80     long long ans = 0;
81     for (int i = 1; i < exSam.scnt; ++i) {
82         ans += exSam.len[i] - exSam.len[exSam.fa[i]];
83     }
84     cout << ans << endl;
85     return 0;
86 }

```

7. 每个问题均有 a,b,c,d 四个参数，子串 s[a..b] 的所有子串和 s[c..d] 的最长公共前缀的长度的最大值是多少

解：二分长度 len

SA: 会存在一个后缀 S，它的开头在 [a,b-mid+1] 当中。lcp(S,c)>=len

二分出区间 [l,r] 使得 h[l,r] >= mid; 在区间中 [l, r] 中查询 [a, a+len-1] 出现的个数

SAM: 反转字符串，线段树合并，查询对应状态下 [b+lim-1, a] 的出现次数

```

1  #include <bits/stdc++.h>
2  using namespace std;
3  const int MAXN=1e5+5;
4  namespace SA{
5      char s[MAXN];
6      int sa[MAXN], rnk[MAXN], height[MAXN];
7      int t[MAXN], t2[MAXN], c[MAXN], n;
8      void clear() { n = 0; memset(sa, 0, sizeof(sa)); }
9      void build(int m) {
10         int *x = t, *y = t2;
11         for(int i = 0; i < m; i++) c[i] = 0;
12         for(int i = 0; i < n; i++) c[x[i]] = s[i]++;
13         for(int i = 1; i < m; i++) c[i] += c[i - 1];
14         for(int i = n - 1; i >= 0; i--) sa[--c[x[i]]] = i;
15         for(int k = 1; k <= n; k <= 1) {
16             int p = 0;
17             for(int i = n - k; i < n; i++) y[p++] = i;
18             for(int i = 0; i < n; i++) if(sa[i] >= k) y[p++] = sa[i] - k;
19             for(int i = 0; i < m; i++) c[i] = 0;
20             for(int i = 0; i < n; i++) c[x[y[i]]]++;
21             for(int i = 1; i < m; i++) c[i] += c[i - 1];
22             for(int i = n - 1; i >= 0; i--) sa[--c[x[y[i]]]] = y[i];
23             swap(x, y);
24             p = 1; x[sa[0]] = 0;
25             for(int i = 1; i < n; i++)
26                 x[sa[i]] = y[sa[i - 1]] == y[sa[i]] && y[sa[i - 1] + k] == y[sa[i] + k]
? p - 1 : p++;
27             if(p >= n) break;
28             m = p;

```

```

29         //cerr << ">" << endl;
30         //for(int i = 0; i < n; i++) cerr << sa[i] << " ";
31     }
32 }
33 void buildHeight() {
34     int k = 0;
35     for(int i = 0; i < n; i++) rnk[sa[i]] = i;
36     for(int i = 0; i < n; i++) {
37         if(k) k--;
38         int j = sa[rnk[i] - 1];
39         while(s[i + k] == s[j + k]) k++;
40         height[rnk[i]] = k;
41     }
42     //for(int i = 0; i <= n; i++) cerr <<">" << i << " " << rnk[i] << endl;
43     //for(int i = 0; i <= n; i++) cerr <<"!" << i << " " << sa[i] << endl;
44 }
45 int st[MAXN][21], LOG[MAXN];
46 void init() {
47     n = strlen(s) + 1;
48     build('z' + 1);
49     buildHeight();
50     for(int i=0;i<=n;++i) st[i][0]=height[i];
51     for(int j=1;(1<<j)<=n;j++) {
52         for(int i=0;i+(1<<(j-1))<=n+1;++i) {
53             st[i][j]=min(st[i][j-1],st[i+(1<<(j-1))][j-1]);
54         }
55     }
56     LOG[0]=-1;
57     for(int i=1;i<=n;++i) LOG[i]=LOG[i>>1]+1;
58 }
59 inline int lcp(int l,int r) {
60     int lg=LOG[r-l+1];
61     return min(st[l][lg],st[r-(1<<lg)+1][lg]);
62 }
63 pair<int, int> getLR(int len, int pos) {
64     pair<int, int> LR;
65     int l = 1, r = pos, mid;
66     while(l < r) {
67         mid = (l+r)>>1;
68         if(lcp(mid+1, pos) >= len) r = mid; else l=mid+1;
69     }
70     LR.first = l;
71     l = pos, r = n;
72     while(l < r) {
73         mid=(l+r+1)>>1;
74         if(lcp(pos+1,mid) >= len) l=mid; else r=mid-1;
75     }
76     LR.second = l;
77     return LR;
78 }
79 }
80 struct Node {int ls,rs,sum;} tr[MAXN*40];
81 int rt[MAXN], tcnt;
82 void insert(int &cur, const int &las, const int &l, const int &r, const int &pos) {
83     tr[cur = ++tcnt] = tr[las]; ++tr[cur].sum;
84     if(l==r) return;
85     int mid = (l + r) >> 1;
86     if(pos <= mid) insert(tr[cur].ls, tr[las].ls, l, mid, pos);
87     else insert(tr[cur].rs, tr[las].rs, mid+1, r, pos);
88 }
89 int query(int x, int y, int l, int r, int ql, int qr) {

```

```

90     if(q1 <= l && r <= qr) return tr[y].sum-tr[x].sum;
91     int mid=(l+r)>>1;
92     int res=0;
93     if(q1<=mid) res+=query(tr[x].ls, tr[y].ls, l, mid, q1, qr);
94     if(qr>mid) res+=query(tr[x].rs, tr[y].rs, mid+1,r,q1, qr);
95     return res;
96 }
97 int main() {
98     int n, m;
99     scanf("%d%d%s", &n,&m,SA::s);
100    SA::init();
101    for(int i=1;i<=n;++i) insert(rt[i], rt[i-1], 0, n, SA::sa[i]);
102    while(m--) {
103        int a, b, c, d;
104        scanf("%d%d%d%d", &a, &b, &c, &d);
105        --a;--b;--c;--d;
106        int l=1,r=min(b-a+1,d-c+1);
107        while(l<=r) {
108            int mid=(l+r)/2;
109            auto LR = SA::getLR(mid, SA::rnk[c]);
110            if (query(rt[LR.first-1], rt[LR.second],0,n,a,b-mid+1))
111                l=mid+1;else r=mid-1;
112        }
113        printf("%d\n", l-1);
114    }
115    return 0;
116 }

```

```

1  #include<bits/stdc++.h>
2  using namespace std;
3  const int MAXN = 1e5 + 7;
4  int scnt, root, last;
5  int fa[MAXN<<1], len[MAXN<<1], ch[MAXN<<1][26];
6  int newnode(int _len, int q = 0) {
7      fa[++scnt] = fa[q]; len[scnt] = _len;
8      for(int i = 0; i < 26; i++) ch[scnt][i] = ch[q][i];
9      return scnt;
10 }
11 void init() {
12     scnt = 0;
13     root = last = newnode(0);
14 }
15 void extend(int c) {
16     int p = last, np = newnode(len[p] + 1);
17     for(;p && ch[p][c] == 0; p = fa[p]) ch[p][c] = np;
18     if(!p) fa[np] = root;
19     else{
20         int q = ch[p][c];
21         if(len[p] + 1 == len[q]) fa[np] = q;
22         else{
23             int nq = newnode(len[p] + 1, q);
24             fa[np] = fa[q] = nq;
25             for(; p && ch[p][c] == q; p = fa[p]) ch[p][c] = nq;
26         }
27     }
28     last = np;
29 }
30 int c[MAXN], rnk[MAXN << 1];
31 void radix_sort(int n){
32     for(int i = 0; i <= n; i++) c[i] = 0;
33     for(int i = 1; i <= scnt; i++) c[len[i]]++;

```

```

34     for(int i = 1; i <= n; i++) c[i] += c[i-1];
35     for(int i = scnt; i >= 1; i--) rnk[c[len[i]]--] = i;
36 }
37 char str[MAXN];
38 int ls[MAXN<<6],rs[MAXN<<6],sum[MAXN<<6],rt[MAXN<<1],tcnt;
39 void pushup(const int &rt) {sum[rt]=sum[ls[rt]]+sum[rs[rt]];}
40 int merge(const int &x,const int &y,const int &l,const int &r) {
41     if(!x||!y)return x+y;
42     if(l==r){sum[x]+=sum[y];return x;}
43     int mid=(l+r)>>1, z=++tcnt;
44     ls[z]=merge(ls[x],ls[y],l,mid);
45     rs[z]=merge(rs[x],rs[y],mid+1,r);
46     pushup(z);
47     return z;
48 }
49 void update(int &rt,const int &l,const int &r,const int &p) {
50     if(!rt) rt=++tcnt;
51     if(l==r){sum[rt]++;return;}
52     int mid=(l+r)>>1;
53     if(p<=mid)update(ls[rt],l,mid,p); else update(rs[rt],mid+1,r,p);
54     pushup(rt);
55 }
56 int query(const int &rt,const int &l,const int &r,const int &L,const int &R) {
57     if(!rt)return 0;
58     if(L<=l&&r<=R)return sum[rt];
59     int mid=(l+r)>>1,ret=0;
60     if(L<=mid)ret+=query(ls[rt],l,mid,L,R);
61     if(R>mid)ret+=query(rs[rt],mid+1,r,L,R);
62     return ret;
63 }
64 int F[MAXN<<1][21],pos[MAXN];
65 inline bool check(const int &lim,int p,const int &l,const int &r, const int &n) {
66     for(int i=20;~i;i--)if(len[F[p][i]]>=lim&&F[p][i]) p=F[p][i];
67     return query(rt[p],1, n, l+lim-1,r);
68 }
69 int main() {
70     int n, m;
71     scanf("%d%d%s", &n,&m, str+1);
72     reverse(str+1,str+n+1);
73     init();
74     for(int i=1;i<=n;i++) {extend(str[i]- 'a');update(rt[last],1,n,i);pos[i]=last;}
75     radix_sort(n);
76     for(int i=scnt;i>=1;i--)if(fa[rnk[i]]){
77         rt[fa[rnk[i]]]=merge(rt[fa[rnk[i]]],rt[rnk[i]],1,n);
78         F[i][0]=fa[i];
79     }
80     for(int j=1;j<=20;j++)
81         for(int i=1;i<=scnt;i++)
82             F[i][j]=F[F[i][j-1]][j-1];
83     while(m--) {
84         int a, b, c, d;
85         scanf("%d%d%d%d", &a,&b,&c,&d);
86         a = n - a + 1; b = n - b + 1; c = n - c + 1; d = n - d + 1;
87         int l=1,r=min(a-b+1,c-d+1);
88         while(l<=r) {
89             int mid=(l+r)>>1;
90             if(check(mid,pos[c],b,a,n))l=mid+1;else r=mid-1;
91         }
92         printf("%d\n", l-1);
93     }
94     return 0;

```

95 }

3.5 Palindrome Related

周期: 若 $0 < p \leq |S|, \forall 1 \leq i \leq |s| - p, s[i] = s[i + p]$ 就称 p 是 s 的周期

border: 若 $0 \leq r < |S|, pre(s, r) = suf(s, r)$ 就称 $pre(s, r)$ 是 s 的 border

周期和 border 的关系: t 是 s 的 border, 当且仅当 $|s| - |t|$ 是 s 的周期

t 是回文串 s 的后缀, t 是 s 的 border 当且仅当 t 是回文串

t 是回文串 s 的 border ($|s| \leq 2|t|$), s 是回文串当且仅当 t 是回文串

t 是回文串 s 的 border, 则 $|s| - |t|$ 是 s 的周期, $|s| - |t|$ 为 s 的最小周期, 当且仅当 t 是 s 的最长回文真后缀

x 是一个回文串, y 是 x 的最长回文真后缀, z 是 y 的最长回文真后缀。令 u, v 分别为满足 $x = uy, y = vz$ 的字符串, 则下面三条性质

1. $|u| \geq |v|$
2. 如果 $|u| > |v|$, 那么 $|u| > |z|$
3. 如果 $|u| = |v|$, 那么 $u = v$

推论: s 的所有回文后缀按照长度排序后, 可以划分成 $\log|s|$ 段等差数列

遍历回文自动机的 fail 链, 能得到当前串的所有 Border

1. 计算以该 i 结尾的回文子串个数. 解: 输出 $num[i]$;
2. 计算本质不同的 (奇/偶/总) 回文串个数. 解: 奇回文 $\text{for}(\text{int } i = 2; i < \text{pcnt}; i++) \text{if}(\text{len}[i] \% 2 == 1) ++\text{ans};$
3. 计算 (奇/偶/总) 回文串个数. 解:
奇回文 $\text{for}(\text{int } i = 2; i < \text{pcnt}; i++) \text{if}(\text{len}[i] \% 2 == 1) \text{ans} += \text{cnt}[i];$
动态情况下, 总串累计 $num[i]$
4. 计算 $ww^{-1}ww^{-1}$ 的最长长度. 解: $\text{if}(\text{len}[\text{trans}[\text{last}]] + \text{len}[\text{trans}[\text{last}]] == \text{len}[\text{last}] \&\& \text{len}[\text{last}] \% 4 == 0) \text{ans} = \max(\text{ans}, \text{len}[\text{last}]);$
5. 计算 $aa^{-1}bb^{-1}$ 的最长长度. 解: 正反各建立一颗回文树, 以 $i-1$ 结尾的最长回文串和以 i 开始的最长回文串最大值即为答案
6. 计算相交回文串的个数. 输入: 字符串长度 $n(1 \leq n \leq 2 * 10^6)$ 、字符串. 解: 总数 - 计算不相交的个数

```

1  #include <bits/stdc++.h>
2  using namespace std;
3  typedef long long LL;
4  const int MAXN = 2e6 + 7;
5  const LL MOD = 51123987;
6  namespace PAM {
7      int scnt, S[MAXN];
8      int pcnt, last, len[MAXN], fail[MAXN];
9      struct node{int c, pos, nxt;} e[MAXN];
10     int ecnt, head[MAXN];
11     int num[MAXN];
12     int newnode(int _len) {
13         len[pcnt] = _len;
14         num[pcnt] = head[pcnt] = 0;
15         return pcnt++;
16     }
17     inline void init() {
18         S[scnt = 0] = -1;
19         pcnt = 0; newnode(0); newnode(-1);
20         fail[0] = 1; last = 0;
21         ecnt = 0;
22         memset(head, 0, sizeof head);

```

```

23     }
24     int getfail(int x) {
25         while(S[scnt - len[x] - 1] != S[scnt]) x = fail[x];
26         return x;
27     }
28     int ch(int u, int c) {
29         for(int i = head[u]; i; i = e[i].nxt) if(e[i].c == c) return e[i].pos;
30         return 0;
31     }
32     void setCh(int u, int c, int pos) {
33         e[++ecnt] = (node) {c, pos, head[u]}; head[u] = ecnt;
34     }
35     void extend(int c) {
36         S[++scnt] = c;
37         int cur = getfail(last);
38         if(!(last = ch(cur, c))) {
39             last = newnode(len[cur] + 2);
40             fail[last] = ch(getfail(fail[cur]), c);
41             setCh(cur, c, last);
42             num[last] = num[fail[last]] + 1;
43         }
44     }
45 };
46 using namespace PAM;
47 LL sum[MAXN];
48 int main() {
49     ios::sync_with_stdio(false); cin.tie(0);
50     int n; cin >> n;
51     string s; cin >> s;
52     init();
53     for(int i = 1; i <= n; i++) {
54         extend(s[i-1] - 'a');
55         sum[i] = sum[i-1] + num[last];
56         if(sum[i] >= MOD) sum[i] -= MOD;
57     }
58     LL ans = sum[n] * (sum[n] - 1) / 2;
59     init();
60     for(int i = n; i; i--) {
61         extend(s[i-1] - 'a');
62         ans = (ans - sum[i-1] * num[last] % MOD + MOD) % MOD;
63     }
64     cout << ans << endl;
65     return 0;
66 }

```

7. 操作一: 串开头或末尾加一个字符, 操作二: 串开头或末尾加一个该串的逆串 从空串到指定串最少步骤

解: 每个偶回文串 v 的情况为: $\min(dp[u] + 1, dp[trans[v]] + len[v]/2 - len[trans[v]] + 1)$; 答案为 $\min(ans, dp[v] + n - len[v])$

8. 公共回文子串的个数, 重复计算. 输入两个串 $s1, s2$. 解: 分别建立回文树, 在两颗树上同时跑

```

1 int main() {
2     ios::sync_with_stdio(false); cin.tie(0);
3     string s1, s2; cin >> s1 >> s2;
4     T1.init(); for(auto it : s1) T1.extend(it - 'A'); T1.count();
5     T2.init(); for(auto it : s2) T2.extend(it - 'A'); T2.count();
6     queue<pair<int, int>> q;
7     q.push({0, 0}); q.push({1, 1});
8     LL ans = 0;
9     while(!q.empty()) {

```



```

10     int cur1 = q.front().first, cur2 = q.front().second; q.pop();
11     for(int i = 0; i < 26; i++) {
12         int t1 = T1.ch[cur1][i], t2 = T2.ch[cur2][i];
13         if(t1 && t2) {
14             q.push({t1, t2});
15             ans += (LL)T1.cnt[t1] * T2.cnt[t2];
16         }
17     }
18 }
19 cout << ans<< endl;
20 return 0;
21 }

```

9. 给定一个串 S , 把串分为偶数段, 假设分为了 $s_1, s_2, s_3, \dots, s_k$, 求满足 $s_1 = s_k, s_2 = s_{k-1}, \dots$ 的方案数解: 题目转化为 $S' = S_1 S_n S_2 S_{n-2} \dots$, 求把 S' 分为若干个长度为偶数的回文串的方案数辅助数组 g : $g[v]$ 表示 v 所在的等差数列的 dp 值之和, 且 v 是这个等差数列中长度最长的节点 $g[v] = \sum_{x, \text{slink}[x]=v} dp[i - \text{len}[x]]$ $g[v] = g[\text{fail}[x]] + dp$, 多出来的这个位置为 $i - (\text{len}[\text{slink}[x]] + \text{diff}[x])$ 然后利用 $g[v]$ 更新 $f[i]$, 正确性依赖于: 如果 v 和 $\text{fail}[v]$ 属于同一个等差数列, 那么 $\text{fail}[x]$ 上一次出现位置是 $i - \text{diff}[v]$ 无论 $f[i]$ 是否要求修改, 都要更新对应位置的 g

```

1  #include <bits/stdc++.h>
2  using namespace std;
3  const int MAXN = 1e6 + 7;
4  int MOD = 1e9 + 7;
5  namespace PAM {
6      int scnt, S[MAXN];
7      int pcnt, last, len[MAXN], fail[MAXN], ch[MAXN][26];
8      int diff[MAXN], slink[MAXN];
9      int newnode(int _len) {
10         len[pcnt] = _len; diff[pcnt] = slink[pcnt] = 0;
11         for(int i = 0; i < 26; i++) ch[pcnt][i] = 0;
12         return pcnt++;
13     }
14     inline void init() {
15         S[scnt = 0] = -1;
16         pcnt = 0; newnode(0); newnode(-1);
17         fail[0] = 1; last = 0;
18     }
19     int getfail(int x) {
20         while(S[scnt - len[x] - 1] != S[scnt]) x = fail[x];
21         return x;
22     }
23     void extend(int c) {
24         S[++scnt] = c;
25         int cur = getfail(last);
26         if(!ch[cur][c]) {
27             int now = newnode(len[cur] + 2);
28             fail[now] = ch[getfail(fail[cur])][c];
29             ch[cur][c] = now;
30             diff[now] = len[now] - len[fail[now]];
31             slink[now] = (diff[now] == diff[fail[now]]) ? slink[fail[now]] : fail[now];
32         }
33         last = ch[cur][c];
34     }
35 };
36 using namespace PAM;
37 int g[MAXN], f[MAXN];
38 void sol(int i, int cur) {
39     for(; cur; cur = slink[cur]) {
40         g[cur] = f[i - len[slink[cur]] - diff[cur]];

```

```

41     if (slink[cur] != fail[cur]) g[cur] = (g[cur] + g[fail[cur]])%MOD;
42     f[i] = (f[i] + g[cur]) % MOD;
43 }
44 }
45 int main() {
46     ios::sync_with_stdio(false); cin.tie(0);
47     string s; cin >> s;
48     int sn = s.size();
49     init(); f[0]=1;
50     for(int i = 0; i < sn; i += 2) {
51         extend(s[i >> 1] - 'a'); sol(i+1, last); f[i+1] = 0;
52         extend(s[sn-1 - (i>>1)] - 'a'); sol(i+2, last);
53     }
54     cout << f[sn] << endl;
55     return 0;
56 }

```

10. 前后均支持插入，利用不基于势能分析的 PAM 模板 11. 在 Trie 上构建回文自动机

```

1  #include <bits/stdc++.h>
2  using namespace std;
3  const int MAXN = 1e5 + 7;
4  int MOD = 1e9 + 7;
5  namespace PAM {
6      int scnt, S[MAXN<<1];
7      int pcnt, last[MAXN];
8      int len[MAXN<<1], fa[MAXN<<1], quick[MAXN<<1][26], ch[MAXN<<1][26];
9      int newnode(int _len) {
10         len[pcnt] = _len;
11         for(int i = 0; i < 26; i++) ch[pcnt][i] = 0;
12         return pcnt++;
13     }
14     inline void init() {
15         pcnt = 0; newnode(0); newnode(-1);
16         fa[0] = 1;
17         for(int i = 0; i < 26; i++) quick[0][i] = quick[1][i] = 1;
18         S[scnt = 0] = -1;
19     }
20     int extend(int p, int c) {
21         if (S[scnt-len[p]-1] ^ c) p = quick[p][c];
22         if (!ch[p][c]) {
23             int np = newnode(len[p]+2), q = fa[p];
24             if (S[scnt-len[q]-1] ^ c) q = quick[q][c];
25             fa[np] = ch[q][c];
26             memcpy(quick[np], quick[fa[np]], sizeof(quick[np]));
27             quick[np][S[scnt-len[fa[np]]]] = fa[np];
28             ch[p][c] = np;
29         }
30         return ch[p][c];
31     }
32     int ilen[MAXN]; char s[MAXN];
33     long long ans;
34     vector<int> G[MAXN];
35     void dfs(int u, int _fa) {
36         S[++scnt] = s[u] - 'a';
37         last[u] = extend(last[_fa], s[u] - 'a');
38         ilen[u] = max(len[last[u]], ilen[_fa]);
39         ans += ilen[u];
40         for(auto v : G[u]) if(v != _fa) dfs(v, u);
41         --scnt;
42     }
43 };

```

```

44 using namespace PAM;
45 int main() {
46     int n; scanf("%d", &n);
47     scanf("%s", s + 1);
48     init();
49     for(int i = 1; i < n; i++) {
50         int x, y;
51         cin >> x >> y;
52         G[x].push_back(y);
53         G[y].push_back(x);
54     }
55     dfs(1, 0);
56     printf("%lld", ans);
57     return 0;
58 }

```

3.6 Substring Automaton

求解子序列个数，不重复，包括空串

```

1 int dfs(int x) {
2     if(dp[x]) return dp[x];
3     dp[x] = 1;
4     for(int i = 0; i < 26; i++)
5         if(ch[x][i] != -1) dp[x] += dfs(ch[x][i]);
6     return dp[x];
7 }

```

求解回文公共子序列个数，不重复，包括空串

原串与反串都建一遍，这样有两个字符串， $x+y \leq n+1$ 这个序列才是合法的

$x+y=n+1$ 以外的情况统计奇回文序列要 $++f[x][y]$

特殊处理 $x+y=n+1$ 、 $x+y < n+1$ 时不 $++f[x][y]$ ，可以统计偶回文序列

相减可以统计奇回文序列

```

1 LL dfs(LL x, LL y) {
2     if(f[x][y]) return f[x][y];
3     for(LL i = 0; i < 26; i++)
4         if(ch1[x][i] != -1 && ch2[y][i] != -1) {
5             if(ch1[x][i]+ch2[y][i] > n+1) continue;
6             if(ch1[x][i]+ch2[y][i] < n+1) f[x][y]++;
7             f[x][y] = (f[x][y]+dfs(ch1[x][i], ch2[y][i]))%mod;
8         }
9     return ++f[x][y];
10 }

```

求解两个字符串的所有公共子序列个数，可重复

```

1 for(int i=1; i<=n; i++)
2     for(int j=1; j<=m; j++) {
3         f[i][j]=f[i-1][j]+f[i][j-1]-f[i-1][j-1];
4         if(arr[i]==brr[j]) f[i][j]+=f[i-1][j-1]+1;
5         if(f[i][j]<0) f[i][j]+=mod;
6         if(f[i][j]>=mod) f[i][j]%=mod;
7     }

```

求解两个字符串的所有公共子序列个数，去重复，包括了空串输入：a 串长度、b 串长度、a 串、b 串、(0: 输出所有的公共子序列个数 |1: 按照字典序输出所有不重复公共子序列)

```

1 #include <bits/stdc++.h>
2 using namespace std;

```

```

3  typedef long long LL;
4  const LL MOD = 1e9;
5  const int MAXN = 3020;
6  const int MAXM = 3e6 + 7;
7  const int MAXS = 58;
8  struct Big { //压位高精度
9      int len, a[20];
10     Big() {
11         len = 0;
12         for (int i = 0; i < 20; i++) a[i] = 0;
13     }
14     void put() {
15         printf("%d", a[len]);
16         for (int i = len - 1; i >= 0; i--) printf("%09d", a[i]);
17     }
18     void operator=(int o) {
19         if (o >= MOD) {
20             a[0] = o % MOD;
21             a[len = 1] = o / MOD;
22         } else
23             a[len = 0] = o;
24     }
25     void operator+=(const Big& o) {
26         len = max(len, o.len);
27         for (int i = 0; i <= len; i++) {
28             a[i] += o.a[i];
29             if (a[i] >= MOD) {
30                 a[i + 1] += a[i] / MOD;
31                 a[i] %= MOD;
32             }
33         }
34         while (a[len + 1]) len++;
35     }
36 } dp[MAXM];
37
38 char sta[MAXN];
39 int top = -1;
40
41 char a[MAXN], b[MAXN];
42 int an, bn, k;
43 LL ans;
44 int cha[MAXN][MAXS], chb[MAXN][MAXS];
45
46 int markn, mark[MAXN][MAXN];
47 void build(char* s, int sn, int (*ch)[58]) {
48     for (int j = 0; j < 58; j++) ch[sn][j] = ch[sn + 1][j] = -1;
49     for (int i = sn; i >= 1; i--) {
50         for (int j = 0; j < 58; j++) ch[i - 1][j] = ch[i][j];
51         ch[i - 1][s[i] - 'A'] = i;
52     }
53 }
54 int dfs0(int x, int y) {
55     if (mark[x][y])
56         return mark[x][y];
57     int p = mark[x][y] = ++markn;
58     dp[p] = 1;
59     for (int i = 0; i < 58; i++) {
60         if (cha[x][i] != -1 && chb[y][i] != -1) {
61             dp[p] += dp[dfs0(cha[x][i], chb[y][i])];
62         }
63     }

```

```
64     return mark[x][y];
65 }
66 LL dfs1(int x, int y) {
67     puts(sta);
68     LL cnt = 1;
69     for (int i = 0; i < 58; i++) {
70         if (cha[x][i] != -1 && chb[y][i] != -1) {
71             sta[++top] = i + 'A';
72             cnt += dfs1(cha[x][i], chb[y][i]);
73             sta[top--] = '\0';
74         }
75     }
76     return cnt;
77 }
78 int main() {
79     scanf("%d%d%s%s%d", &an, &bn, a + 1, b + 1, &k);
80     build(a, an, cha);
81     build(b, bn, chb);
82     if (k == 1)
83         dfs1(0, 0);
84     dfs0(0, 0);
85     dp[mark[0][0]].put();
86     return 0;
87 }
```

4 Math

4.1 Euler's Theorem

$$a^b \equiv \begin{cases} a^{b \% \varphi(p)} & \gcd(a, p) = 1 \\ a^b & \gcd(a, p) \neq 1, b < \varphi(p) \\ a^{b \% \varphi(p) + \varphi(p)} & \gcd(a, p) \neq 1, b \geq \varphi(p) \end{cases} \pmod{p}$$

4.2 Möbius Inversion

Dirichlet Convolution is $(f \times g)(N) = \sum_{d|N} f(d) * g(\frac{N}{d})$

Theorem:

$$\begin{cases} f = g \times 1 \\ g = f \times \mu \end{cases}$$

$$\begin{cases} id(n) = \sum_{d|n} \varphi(d) \\ e(n) = \sum_{d|n} \mu(d) \end{cases} \quad (1)$$

$$\begin{cases} \sum_i^n \sum_j^m gcd(i, j) = \sum_d^{\max(n, m)} \varphi(d) * \lfloor \frac{n}{d} \rfloor \lfloor \frac{m}{d} \rfloor \\ \sum_i^n \sum_j^m e(gcd(i, j)) = \sum_d^{\min(n, m)} \mu(d) * \lfloor \frac{n}{d} \rfloor \lfloor \frac{m}{d} \rfloor \\ \sum_{i=1}^n |\mu(i)| = \sum_{i=1}^{\lfloor \sqrt{n} \rfloor} \mu(i) * \lfloor \frac{n}{i * i} \rfloor \end{cases} \quad (2)$$

$$\begin{cases} sum(x, y) = \sum_i^x \sum_j^y i * j = \frac{x * (x + 1)}{2} * \frac{y * (y + 1)}{2} \\ F(x, y) = \sum_{i=1}^{\min(x, y)} i^2 * \mu(i) * sum(\lfloor \frac{x}{i} \rfloor, \lfloor \frac{y}{i} \rfloor) \\ \sum_i^n \sum_j^m lcm(i, j) = \sum_{i=1}^{\min(n, m)} d * F(\lfloor \frac{n}{i} \rfloor, \lfloor \frac{y}{i} \rfloor) \end{cases} \quad (3)$$

4.3 Sieve Tips

$$\varphi(nm) = \varphi(n) \cdot \varphi(m) \cdot \frac{gcd(n, m)}{\varphi(gcd(n, m))} \quad (4)$$

$$\varphi(n) = \sum_{i=1}^n [(n, i) = 1] \cdot i = \frac{n * \varphi(n) + [n = 1]}{2} \quad (5)$$

$$\left\{ \begin{array}{l} id = \varphi \times 1 \\ \frac{n \cdot (n+1)}{2} = \sum_{i=1}^n i = \sum_{i=1}^n \sum_{d|i} \varphi(d) = \sum_{\frac{i}{d}=1}^n \sum_{d=1}^{\lfloor \frac{n}{d} \rfloor} \varphi(d) = \sum_{i=1}^n \phi(\lfloor \frac{n}{i} \rfloor) \end{array} \right. \quad (6)$$

$$\left\{ \begin{array}{l} e = \mu \times 1 \\ 1 = \sum_{i=1}^n [i=1] = \sum_{i=1}^n \sum_{d|i} \mu(d) = \sum_{i=1}^n \sum_{d=1}^{\lfloor \frac{n}{i} \rfloor} \mu(d) = \sum_{i=1}^n M(\lfloor \frac{n}{i} \rfloor) \end{array} \right. \quad (7)$$

$$\left\{ \begin{array}{l} id^2 = (id \cdot \varphi) \times id \\ \phi'(n) = \sum_{i=1}^n i \cdot \varphi(i) \\ \frac{n \cdot (n+1) \cdot (2n+1)}{6} = \sum_{i=1}^n i^2 = \sum_{i=1}^n \sum_{d|i} d \cdot \varphi(d) \cdot \frac{i}{d} = \sum_{\frac{i}{d}=1}^n \sum_{d=1}^{\lfloor \frac{n}{d} \rfloor} d \cdot \varphi(d) = \sum_{i=1}^n i \cdot \phi'(\lfloor \frac{n}{i} \rfloor) \end{array} \right. \quad (8)$$

4.4 Newton's method

Iff

$$f'(x) \neq 0 \ \&\& \ f''(x) \text{continuous}$$

Then

$$x_{n+1} = x_n - \frac{f(x_n)}{f'(x_n)}$$

4.5 Cantor Expansion

康托展开是一个全排列到一个自然数的双射，常用于构建哈希表时的空间压缩。康托展开的实质是计算当前排列在所有由小到大全排列中的顺序，因此是可逆的。以下称第 x 个全排列是都是指由小到大的顺序。

$$X = a_n(n-1)! + a_{n-1}(n-2)! + \cdots + a_1 \cdot 0!$$

其中 a_i 为排列的第 i 个元素值

例如，3 5 7 4 1 2 9 6 8 展开为 98884。因为 $X=2*8!+3*7!+4*6!+2*5!+0*4!+0*3!+2*2!+0*1!+0*0!=98884$ 。

解释：

排列的第一位是 3，比 3 小的数有两个，以这样的数开始的排列有 8! 个，因此第一项为 $2*8!$

排列的第二位是 5，比 5 小的数有 1、2、3、4，由于 3 已经出现，因此共有 3 个比 5 小的数，这样的排列有 7! 个，因此第二项为 $3*7!$

以此类推，直至 $0*0!$

用途：

显然，n 位 (0 n-1) 全排列后，其康托展开唯一且最大约为 n!，因此可以由更小的空间来储存这些排列。由公式可将 X 逆推出唯一的一个排列。

逆运算：

如 n=5,x=96 时：

首先用 96-1 得到 95，说明 x 之前有 95 个排列。(将此数本身减去 1)

用 95 去除 4! 得到 3 余 23，说明有 3 个数比第 1 位小，所以第一位是 4。

用 23 去除 3! 得到 3 余 5, 说明有 3 个数比第 2 位小, 所以是 4, 但是 4 已出现过, 因此是 5.

用 5 去除 2! 得到 2 余 1, 类似地, 这一位是 3.

用 1 去除 1! 得到 1 余 0, 这一位是 2.

最后一位只能是 1.

所以这个数是 45321.

按以上方法可以得出通用的算法。

4.6 $\sum_{i=1}^n i^k$

$$\begin{aligned}\sum_i^n i &= \frac{n(n+1)}{2} \\ \sum_i^n i^2 &= \frac{n(n+1)(2n+1)}{6} \\ \sum_i^n i^3 &= \left[\frac{n(n+1)}{2}\right]^2\end{aligned}$$

差分和组合数: $O(k^2)$

考虑数列 $\{1_k, 2_k, \dots, i_k\}$

相邻两项做差之后, 得到的数列的每项应该是一个 $k-1$ 次关于 i 的多项式。

再次相邻两项做差之后, 得到的数列的每项应该是一个 $k-2$ 次关于 i 的多项式。

如此进行 k 次, 得到的数列的每项应该是一个 0 次关于 i 的多项式, 即常数数列。

再次相邻两项做差之后, 一定会得到一个全是 0 的数列。

假设经过 i 次差分数列之后的数列第一项为 r_i 那么答案就是

$$\sum_{i=0}^k r_i \binom{n}{i+1}$$

举例来说, 考虑数列

1, 8, 27, 64, 125, 216, ...

求差分可得

7, 19, 37, 61, 91, ...

12, 18, 24, 30, ...

6, 6, 6, ...

0, 0, ...

每个数列的第一项为 1, 7, 12, 6。所以最终的答案即为

$$\binom{n}{1} + 7\binom{n}{2} + 12\binom{n}{3} + 6\binom{n}{4} = \frac{n^2(n+1)^2}{4}$$

拉格朗日插值: $O(k)$

4.7 Generating Function

生成函数

普通型

$$A(x) = \sum_{i=0}^{\infty} a_i x^i$$

已知 $\{a_i\}$, $\{b_i\}$ 的生成函数分别是 $A(x)$, $B(x)$ 。

那么 $\{a_i \pm b_i\}$ 的生成函数是 $A(x) \pm B(x)$ 。

值得注意的是数列 $\{a_i\}$, $\{b_i\}$ 的卷积的生成函数, 恰好是 $C(x) = A(x)B(x)$ 。

$$c_i = \sum_j a_j b_{i-j}$$

关键公式

$$\frac{1}{1-x} = 1 + x + x^2 + x^3 + \cdots = \sum_i x^i$$

$$\frac{1}{1-x^2} = 1 + x^2 + x^4 + x^6 + \cdots = \sum_i x^{2i}$$

推广的二项式定理

$$(1+x)^n = \binom{n}{0}x^0 + \binom{n}{1}x^1 + \binom{n}{2}x^2 + \cdots = \sum_i \binom{n}{i}x^i$$

其中有 β 函数和 Γ 函数

$$\Gamma(s) = \int_0^{+\infty} x^{s-1} e^{-x} dx$$

$$B(p, q) = \binom{p+q}{p} = \int_0^1 x^{p-1} (1-x)^{q-1} dx = \frac{\Gamma(p)\Gamma(q)}{\Gamma(p+q)}$$

分别有递推公式

$$\Gamma(s+1) = s\Gamma(s)$$

$$B(p, q) = B(q, p)$$

$$= \frac{q-1}{p+q-1} B(p, q-1)$$

$$= \frac{p-1}{p+q-1} B(p-1, q)$$

$$= \frac{(p-1)(q-1)}{(p+q-1)(p+q-2)} B(p-1, q-1)$$

例子

Fibonacci 生成函数

构造一个与 f_n 有关得幂级数

$$F(x) = f_0 + f_1 x + f_2 x^2 + \cdots + f_n x^n + \cdots$$

亦即

$$F(x) = xF(x) + x^2 F(x) + f_0 + (f_1 - f_0)x$$

带入 $f_0 = 0, f_1 = 1$

$$F(x) = \frac{x}{1-x-x^2}$$

如果想继续计算通项，我们需要解方程得到

$$\frac{x}{1-x-x^2} = \frac{a}{1-\alpha x} + \frac{b}{1-\beta x}$$

解出

$$\begin{cases} \alpha = \frac{1+\sqrt{5}}{2} \\ \beta = \frac{1-\sqrt{5}}{2} \end{cases}$$

带入方程有

$$a = \frac{1}{\sqrt{5}}, b = -\frac{1}{\sqrt{5}}$$

则

$$\begin{aligned} F(x) &= \frac{a}{1-\alpha x} + \frac{b}{1-\beta x} \\ &= a(1 + \alpha x + \alpha^2 x^2 + \cdots) + b(1 + \beta x + \beta^2 x^2 + \cdots) \end{aligned}$$

蕴含通项为

$$f_n = a\alpha^n + b\beta^n = \frac{\left(\frac{1+\sqrt{5}}{2}\right)^n - \left(\frac{1-\sqrt{5}}{2}\right)^n}{\sqrt{5}}$$

Catalan 数

$$c_n = \sum_{i=1}^{n-1} c_i c_{n-i}$$

生成函数

$$C(x) = c_1 x + c_2 x^2 + \cdots$$

亦即

$$C(x) = xC(x)^2 + 1$$

解得

$$C(x) = \frac{1 - \sqrt{1-4x}}{2x}$$

利用推广的二项式定理展开 $\sqrt{1-4x}$ 可得通项

$$c_n = \frac{1}{n} \binom{2n-2}{n-1}$$

指数型生成函数

$$A(x) = \sum_{i=0}^{\infty} \frac{a_i x^i}{i!}$$

已知 $\{a_i\}$, $\{b_i\}$ 的生成函数分别是 $A(x)$, $B(x)$ 。

那么 $\{a_i \pm b_i\}$ 的生成函数是 $A(x) \pm B(x)$ 。

值得注意的是数列 $\{a_i\}$, $\{b_i\}$ 的卷积的生成函数，恰好是 $C(x) = A(x)B(x)$ 。

$$c_i = \sum_j \binom{i}{j} a_j b_{i-j}$$

关键公式

$$\begin{aligned} e^x &= 1 + x + \frac{1}{2}x^2 + \frac{1}{6}x^3 + \cdots = \sum_i \frac{x^i}{i!} \\ e^{-x} &= 1 - x + \frac{1}{2}x^2 - \frac{1}{6}x^3 + \cdots = \sum_i \frac{(-x)^i}{i!} \\ \frac{e^x + e^{-x}}{2} &= 1 + \frac{1}{2}x^2 + \frac{1}{24}x^4 + \cdots = \sum_i \frac{x^{2i}}{(2i)!} \end{aligned}$$

4.8 Polya

设 G 是 p 个对象的一个置换群，用 k 种颜色去染这 p 个对象，若一种染色方案在群 G 的作用下变为另一种方案，则这两个方案当作是同一种方案，这样的不同染色方案数为：

$$\frac{1}{|G|} \times \sum (k^{C(f)}), f \in G$$

$C(f)$ 为循环节， $|G|$ 表示群的置换方法数

对于有 n 个位置的手镯，有 n 种旋转置换和 n 种翻转置换

对于旋转置换：

$$C(f_i) = \gcd(n, i)$$

i 表示一次转过 i 颗宝石， $i = 0$ 时 $c = n$ ；

对于翻转置换：

如果 n 为偶数：则有 $\frac{n}{2}$ 个置换 $C(f) = \frac{n}{2}$ ，有 $\frac{n}{2}$ 个置换 $C(f) = \frac{n}{2} + 1$

如果 n 为奇数： $C(f) = \frac{n}{2} + 1$

4.9 FWT

Hint: $n = 2^k$

$$\left\{ \begin{array}{l} C_k = \sum_{i \oplus j = k} A_i * B_j \\ DWT(A)_i = \sum_j^n A_j * f_{i,j} \\ DWT(C)_i = DWT(A)_i * DWT(B)_i \\ f_{i,j} \cdot f_{i,k} = f_{i,j \oplus k} \\ f_{i,j} = [i \text{ and } j == i] \quad (and) \\ f_{i,j} = [i \text{ and } j == j] \quad (or) \\ f_{i,j} = (-1)^{[i \text{ and } j]} \quad (xor) \end{array} \right.$$

4.10 FFT

分治 FFT:

解决一类自己更新自己的卷积问题。

给定序列 $g_{1\dots n-1}$, 求序列 $f_{0\dots n-1}$, 其中 $f_i = \sum_{j=1}^i f_{i-j}g_j$, 边界 $f_0 = 1$

```

1 #include <bits/stdc++.h>
2 using namespace std;
3 typedef long long LL;
4 const int MAXN = 300005, G = 3, mod = 998244353;
5 namespace NTT {
6     int rev[MAXN], T;
7     LL qpow(LL x, LL y) {
8         LL res = 1;
9         while(y) {
10             if(y & 1) res = res * x % mod;
11             x = x * x % mod;
12             y >>= 1;
13         }
14         return res;
15     }
16     void ntt(LL *a, int r) {
17         for(int i = 0; i < T; i++) if(rev[i] > i) swap(a[rev[i]], a[i]);
18         for(int i = 2, mid = 1; i <= T; mid = i, i <= 1) {
19             LL gn = qpow(G, (mod - 1) / i);
20             if(r == -1) gn = qpow(gn, mod - 2);
21             for(int j = 0; j < T; j += i) {
22                 LL cur = 1, tmp;
23                 for(int k = j; k < j + mid; k++, cur = cur * gn % mod) {
24                     tmp = a[k + mid] * cur % mod;
25                     a[k + mid] = ((a[k] - tmp) % mod + mod) % mod;
26                     a[k] = (a[k] + tmp) % mod;
27                 }
28             }
29         }
30         if(r == -1) {
31             LL inv = qpow(T, mod - 2);
32             for(int i = 0; i < T; i++) a[i] = a[i] * inv % mod;
33         }
34     }
35     void init(int n) {
36         for(T = 1; T <= n; T <= 1);
37         for(int i = 0; i < T; i++) {
38             if(i & 1) rev[i] = (rev[i >> 1] >> 1) ^ (T >> 1);
39             else rev[i] = rev[i >> 1] >> 1;
40         }
41     }
42 }
43 LL f[MAXN], g[MAXN], A[MAXN], B[MAXN];
44 using namespace NTT;
45 void solve(int l, int r) {
46     if(l == r) return;
47     int mid = (l + r) >> 1;
48     solve(l, mid);
49     init(r - l);
50     for(int i = 0; i < T; i++) A[i] = B[i] = 0;
51     for(int i = 0; i <= mid - 1; i++) A[i] = f[i + 1];
52     for(int i = 0; i <= r - l; i++) B[i] = g[i];
53     ntt(A, 1); ntt(B, 1);
54     for(int i = 0; i < T; i++) A[i] = A[i] * B[i] % mod;

```

```

55     ntt(A, -1);
56     for(int i = mid + 1; i <= r; i++) f[i] =(f[i] + A[i - 1]) % mod;
57     solve(mid + 1, r);
58 }
59 int main() {
60     int n; scanf("%d", &n);
61     for(int i = 1; i < n; i++) scanf("%lld", g + i);
62     f[0] = 1;
63     solve(0, n - 1);
64     for(int i = 0; i < n; i++) printf("%lld%c", f[i], i == n - 1 ? '\n' : ' ');
65     return 0;
66 }

```

Example: 对集合 S , $val(s) = F_{sum(s)}$, where $sum(s)$ is the sum of all the elements of the set.

Given a set S having N elements, please calculate the sum of the values of all subsets of S of size K .

$$F_n = \frac{1 - a^n}{1 - a}$$

生成函数:

$$(x + a^{s_1}) \cdot (x + a^{s_2}) \cdots (x + a^{s_n})$$

答案为 x^{n-k} 的系数

```

1  #include <bits/stdc++.h>
2  using namespace std;
3  typedef long long LL;
4  const int MAXN = 300005, mod = 1e5 + 3, P = mod - 1;
5  const double pi = acos(-1.);
6  struct comp {
7      double x, y;
8      comp operator + (const comp& a) const { return (comp) {x + a.x, y + a.y}; }
9      comp operator - (const comp& a) const { return (comp) {x - a.x, y - a.y}; }
10     comp operator * (const comp& a) const { return (comp) {x * a.x - y * a.y, x * a.y +
        y * a.x}; }
11 };
12 #define conj(a) ((comp){a.x, -a.y})
13 int rev[MAXN], T;
14 comp Sin[MAXN], tmp;
15 void fft(comp *a, int r) {
16     for(int i = 1; i < T; i++) if(rev[i] > i) swap(a[rev[i]], a[i]);
17     for(int i = 2, mid = 1, s = (T >> 1); i <= T; mid = i, i <= 1, s >= 1) {
18         for(int j = 0; j < T; j += i) {
19             for(int k = j, cur = 0; k < j + mid; k++, cur += s) {
20                 tmp = a[k + mid] * Sin[cur];
21                 a[k + mid] = a[k] - tmp;
22                 a[k] = a[k] + tmp;
23             }
24         }
25     }
26 }
27 comp A[MAXN];
28 void init(int n) {
29     for(T = 1; T <= n; T <= 1);
30     for(int i = 0; i < T; i++) {
31         if(i & 1) rev[i] = (rev[i >> 1] >> 1) ^ (T >> 1);
32         else rev[i] = rev[i >> 1] >> 1;
33         A[i] = (comp) {0, 0};
34     }
35     for(int i = 0; i < (T >> 1); i++) {
36         Sin[i] = (comp) {cos(2 * pi * i / T), sin(2 * pi * i / T)};

```

```

37     }
38 }
39 void mtt(int *x, int *y) {
40     for(int i = 0; i < T; i++) (x[i] += mod) %= mod, (y[i] += mod) %= mod;
41     static comp a[MAXN], b[MAXN];
42     static comp dfta[MAXN], dftb[MAXN], dftc[MAXN], dftd[MAXN];
43     for(int i = 0; i < T; i++) {
44         a[i] = {x[i] & 0x7fff, x[i] >> 15};
45         b[i] = {y[i] & 0x7fff, y[i] >> 15};
46     }
47     fft(a, 1); fft(b, 1);
48     for(int i = 0; i < T; i++) {
49         int j = (T - i) & (T - 1);
50         static comp da, db, dc, dd;
51         da = (a[i] + conj(a[j])) * (comp){0.5, 0};
52         db = (a[i] - conj(a[j])) * (comp){0, -0.5};
53         dc = (b[i] + conj(b[j])) * (comp){0.5, 0};
54         dd = (b[i] - conj(b[j])) * (comp){0, -0.5};
55         dfta[i] = da * dc;
56         dftb[i] = da * dd;
57         dftc[i] = db * dc;
58         dftd[i] = db * dd;
59     }
60     for(int i = 0; i < T; i++) {
61         a[i] = dfta[i] + dftb[i] * (comp){0, 1};
62         b[i] = dftc[i] + dftd[i] * (comp){0, 1};
63     }
64     for(int i = 0; i < (T >> 1); i++) Sin[i].y = -Sin[i].y;
65     fft(a, -1); fft(b, -1);
66     for(int i = 0; i < T; i++) {
67         static int da, db, dc, dd;
68         da = (LL)(a[i].x / T + 0.5) % mod;
69         db = (LL)(a[i].y / T + 0.5) % mod;
70         dc = (LL)(b[i].x / T + 0.5) % mod;
71         dd = (LL)(b[i].y / T + 0.5) % mod;
72         x[i] = ((da + ((LL)(db + dc) << 15) + ((LL)dd << 30)) % mod + mod) % mod;
73     }
74 }
75 LL f[MAXN], g[MAXN];
76 int x[MAXN], y[MAXN];
77 void solve(int l, int r) {
78     if(l == r) {
79         f[0] = 1;
80         f[1] = g[l];
81         return;
82     }
83     int mid = (l + r) >> 1;
84     solve(l, mid);
85     LL tmp[mid - 1 + 5];
86     for(int i = 0; i <= mid - 1 + 1; i++) tmp[i] = f[i];
87     solve(mid + 1, r);
88     init(r - 1 + 1);
89     for(int i = 0; i < T; i++) x[i] = y[i] = 0;
90     for(int i = 0; i <= mid - 1 + 1; i++) x[i] = tmp[i];
91     for(int i = 0; i <= r - mid; i++) y[i] = f[i];
92     mtt(x, y);
93     for(int i = 0; i <= r - 1 + 1; i++) {
94         f[i] = x[i];
95     }
96 }
97 LL fac[mod + 5], inv[mod + 5];

```

```

98 void init_C() {
99     fac[0] = 1;
100     for(int i = 1; i < mod; i++) fac[i] = fac[i - 1] * i % mod;
101     inv[0] = inv[1] = 1;
102     for(int i = 2; i < mod; i++) inv[i] = (mod - mod / i) * inv[mod % i] % mod;
103     for(int i = 1; i < mod; i++) inv[i] = inv[i] * inv[i - 1] % mod;
104 }
105 LL C(int a, int b) {
106     if(b > a) return 0;
107     if(a < mod) return fac[a] * inv[b] % mod * inv[a - b] % mod;
108     return C(a / mod, b / mod) * C(a % mod, b % mod) % mod;
109 }
110 LL pw[MAXN];
111 LL qpow(LL x, LL y) {
112     LL res = 1;
113     while(y) {
114         if(y & 1) res = res * x % mod;
115         x = x * x % mod;
116         y >>= 1;
117     }
118     return res;
119 }
120 int main() {
121     init_C();
122     int n, a, Q;
123     scanf("%d%d%d", &n, &a, &Q);
124     pw[0] = 1;
125     for(int i = 1; i < mod; i++) pw[i] = pw[i - 1] * a % mod;
126     for(int i = 1, s; i <= n; i++) {
127         scanf("%d", &s);
128         g[i] = pw[s % P];
129     }
130     solve(1, n);
131     int k;
132     int INV = qpow(a - 1, mod - 2);
133     while(Q--) {
134         scanf("%d", &k);
135         printf("%lld\n", (f[k] + mod - C(n, k)) % mod * INV % mod);
136     }
137     return 0;
138 }

```

Example: 2020CCPC(net) 1013

$$f_1(x) = \sum_{i=0}^n a_i x^i f_i(x) = b_i (f_{i-1}(x))' + c_i f_{i-1}(x)$$

Calculate $f_n(x) \bmod 998244353$

Solution: 令 $f_i(x) = \sum_{j=0}^n d_{i,j} f_1(x)^{(j)}$, 是 $f_1(x)$ 若干阶导的线性组合

令 $g_i(x) = \sum_{j=0}^n d_{i,j} x^j$

由 $g_i(x) = b_i (g_{i-1}(x))' + c_i g_{i-1}(x)$, 可得

$$g_n(x) = \prod_{i=2}^n (b_i x + c_i)$$

分治 FFT 求 g_n

考虑如何求 $[x^i]f_n(x)$, 即 $f_n(x)$ 中 x_i 的系数。

考虑每一阶导对它的贡献, 对于 $[x^j]f_1(x)$, 一定是求了 $j-i$ 次导以后产生贡献, 则

$$[x^i]f_n(x) = \sum_{j=i}^n d_{n,j-i} \left(\prod_{k=i+1}^j k \right) ([x^j]f_1(x))$$

即

$$[x^i]f_n(x) = \frac{1}{i!} \sum_{j=i}^n d_{n,j-i} (j! a_j)$$

翻转下标, 令 $A_{n-j} = j! a_j$, 有

$$[x^{n-i}]f_n(x) = \frac{1}{i!} \sum_{j=i}^n d_{n,j-i} A_{n-j}$$

FFT 加速即可

```

1  #include <bits/stdc++.h>
2  using namespace std;
3  typedef long long LL;
4  const int MAXN = 5e5 + 5, G = 3, mod = 998244353;
5  namespace NTT {
6      int rev[MAXN], T;
7      LL qpow(LL x, LL y) {
8          LL res = 1;
9          while(y) {
10             if(y & 1) res = res * x % mod;
11             x = x * x % mod;
12             y >>= 1;
13         }
14         return res;
15     }
16     void ntt(LL *a, int r) {
17         for(int i = 0; i < T; i++) if(rev[i] > i) swap(a[rev[i]], a[i]);
18         for(int i = 2, mid = 1; i <= T; mid = i, i <= 1) {
19             LL gn = qpow(G, (mod - 1) / i);
20             if(r == -1) gn = qpow(gn, mod - 2);
21             for(int j = 0; j < T; j += i) {
22                 LL cur = 1, tmp;
23                 for(int k = j; k < j + mid; k++, cur = cur * gn % mod) {
24                     tmp = a[k + mid] * cur % mod;
25                     a[k + mid] = ((a[k] - tmp) % mod + mod) % mod;
26                     a[k] = (a[k] + tmp) % mod;
27                 }
28             }
29         }
30         if(r == -1) {
31             LL inv = qpow(T, mod - 2);
32             for(int i = 0; i < T; i++) a[i] = a[i] * inv % mod;
33         }
34     }
35     void init(int n) {
36         for(T = 1; T <= n; T <= 1);
37         for(int i = 0; i < T; i++) {
38             if(i & 1) rev[i] = (rev[i >> 1] >> 1) ^ (T >> 1);
39             else rev[i] = rev[i >> 1] >> 1;
40         }
41     }
42     void cal(LL *a, LL *b) {
43         ntt(a, 1); ntt(b, 1);

```



```

44     for(int i = 0; i < T; i++) a[i] = a[i] * b[i] % mod;
45     ntt(a, -1);
46 }
47 }
48 LL f[MAXN], g[MAXN], A[MAXN], B[MAXN], C[MAXN];
49 LL x[MAXN], y[MAXN];
50 void solve(int l, int r) {
51     if(l == r) {
52         f[0] = C[l + 2];
53         f[1] = B[l + 2];
54         return;
55     }
56     int mid = (l + r) >> 1;
57     solve(l, mid);
58     LL tmp[mid - l + 5];
59     for(int i = 0; i <= mid - l + 1; i++) tmp[i] = f[i];
60     solve(mid + 1, r);
61     NTT::init(r - l + 1);
62     for(int i = 0; i < NTT::T; i++) x[i] = y[i] = 0;
63     for(int i = 0; i <= mid - l + 1; i++) x[i] = tmp[i];
64     for(int i = 0; i <= r - mid; i++) y[i] = f[i];
65     NTT::cal(x, y);
66     for(int i = 0; i <= r - l + 1; i++) {
67         f[i] = x[i];
68     }
69 }
70 LL fac[MAXN], ifac[MAXN];
71 inline void First() {
72     ifac[0] = ifac[1] = 1;
73     fac[0] = fac[1] = 1;
74     for(int i = 2; i < MAXN; i++) {
75         ifac[i] = (mod - mod / i) * ifac[mod % i] % mod;
76     }
77     for(int i = 2; i < MAXN; i++) {
78         fac[i] = fac[i - 1] * i % mod;
79         ifac[i] = ifac[i] * ifac[i - 1] % mod;
80     }
81 }
82 int main() {
83     ios::sync_with_stdio(0); cin.tie(0); cout.precision(6); cout << fixed;
84     cout.tie(0);
85     First();
86     int T;
87     cin >> T;
88     while(T--) {
89         int n; cin >> n;
90         for(int i = 0; i <= n; i++) cin >> A[i];
91         for(int i = 0; i <= n - 2; i++) cin >> B[i + 2];
92         for(int i = 0; i <= n - 2; i++) cin >> C[i + 2];
93         for(int i = 0; i <= n; i++) f[i] = 0;
94         solve(0, n - 2);
95         NTT::init(2 * n + 1);
96         for(int i = 0; i <= NTT::T; i++) B[i] = C[i] = 0;
97         for(int i = 0; i <= n; i++) {
98             B[n - i] = A[i] * fac[i] % mod;
99             C[i] = f[i];
100         }
101         NTT::cal(B, C);
102         for(int i = 0; i <= n; i++) {
103             cout << B[n - i] * ifac[i] % mod;
104             if(i != n) cout << " ";

```

```

105     }
106     cout << endl;
107 }
108 return 0;
109 }

```

4.11 FWT

题目大意:

给一个 $n * m$ 矩阵 $(a)_{ij}$, 行向量为 v_i , 求 $\oplus_{x=0}^{2^k} (count(x) * 3^x \bmod (10^9 + 7))$ 其中 $count(x)$ 表示 $\frac{1}{2^m} \sum_i \prod_j (1 - (-1)^{|a_{ij} \text{ and } x|})$, \oplus 表示异或, $|a|$ 表示 a 的二进制中 1 的个数。

解:

考虑化简以上 $count(x)$, 由于 $(-1)^{|a \text{ and } x| + |b \text{ and } x|} = (-1)^{|(a \oplus b) \text{ and } x|}$ 则展开 \prod 后得到:

$$\frac{1}{2^m} \sum_i \sum_{S \subseteq v_i} (-1)^{size(S)} * (-1)^{|(\oplus_{j \in S} a_{ij}) \text{ and } x|}$$

其中 s 为枚举每个行向量的二进制集合。

这里可以观察到和离散沃尔什变换相似的地方, 即:

$$\left\{ \begin{array}{l} C_k = \sum_{i \oplus j = k} A_i * B_j \\ DWT(A)_i = \sum_j A_j * f_{i,j} \\ DWT(C)_i = DWT(A)_i * DWT(B)_i \\ f_{i,j} \cdot f_{i,k} = f_{i,j \oplus k} \\ f_{i,j} = [i \text{ and } j == i] \quad (and) \\ f_{i,j} = [i \text{ and } j == j] \quad (or) \\ f_{i,j} = (-1)^{|i \text{ and } j|} \quad (xor) \end{array} \right.$$

注意到 xor 的形式与上述形式完全一致, 所以令

$$cnt_x = \sum_i \sum_{S \subseteq i} (-1)^{size(S)}$$

其中 $x = \oplus_{j \in S} a_{i,j}$, 则对于 cnt 做沃尔什变换可得:

$$DWT(cnt)_x = \sum_j \sum_i \sum_{S \subseteq v_i} (-1)^{size(S)} * (-1)^{|j \text{ and } x|}$$

由此可得:

$$count(x) = \frac{1}{2^m} * DWT(cnt)_x$$

预处理 cnt_x 复杂度 $O(n 2^m)$, FWT 复杂度 $O(k 2^k)$, 总复杂度为 $O(n 2^m + k 2^k)$

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

```

2 using namespace std;
3 const int mod = 1e9 + 7;
4 void FWT(vector<int> &a, int n) {
5     for(int i = 2; i <= n; i <= 1) {
6         for(int j = 0; j < n; j += i) {
7             for(int d = 0, w = i >> 1; d < w; d++){
8                 int u = a[j + d], v = a[j + d + w];
9                 a[j + d] = u + v, a[j + d + w] = u - v;
10            }
11        }
12    }
13 }
14 void dfs(vector<int> &cnt, const vector<int> &a, int i, int x, int p) {
15     if(i < a.size()) {
16         dfs(cnt, a, i + 1, x, p);
17         dfs(cnt, a, i + 1, x ^ a[i], -p);
18     }
19     else {
20         cnt[x] += p;
21     }
22 }
23 int main() {
24     int n, m, k;
25     while(~scanf("%d%d%d", &n, &m, &k)) {
26         auto cnt = vector<int>(1 << k, 0);
27         auto a = vector<int>(m);
28         for(int i = 0; i < n; i++) {
29             for(int j = 0; j < m; j++) a[j] = read();
30             dfs(cnt, a, 0, 0, 1);
31         }
32         FWT(cnt, 1 << k);
33         int ans = 0, pw = 1 << m, w = 1;
34         for(int x = 0; x < (1 << k); x++) {
35             ans ^= (long long)w * (cnt[x] / pw) % mod;
36             w = (long long)w * 3 % mod;
37         }
38         printf("%d\n", ans);
39     }
40     return 0;
41 }

```

4.12 Functions

题目大意：求 $\sum_i^n \sum_j^m \gcd(i, j) * 2 - 1$

解：

$$\begin{aligned}
 & \sum_i^n \sum_j^m \gcd(i, j) * 2 - 1 \\
 &= -n * m + 2 * \sum_i^n \sum_j^m \gcd(i, j) \\
 &= -n * m + 2 * \sum_i^n \sum_j^m \sum_{d|\gcd(i, j)} \phi(d) \\
 &= -n * m + 2 * \sum_d^{max(n, m)} \phi(d) * \lfloor \frac{n}{d} \rfloor \lfloor \frac{m}{d} \rfloor
 \end{aligned}$$

枚举 d, 复杂度 O(n)

```

1 #include <cstdio>
2 #include <algorithm>
3 #include <cmath>
4 using namespace std;
5 const int MAXN = 100003;

```

```

6  int phi[MAXN], prime[MAXN], cnt;
7  bool isp[MAXN];
8  void Euler(int n) {
9      phi[1] = 1;
10     for(int i = 2; i <= n; i++) {
11         if(!isp[i]) {
12             prime[++cnt] = i;
13             phi[i] = i - 1;
14         }
15         for(int j = 1; j <= cnt && i * prime[j] <= n; j++) {
16             isp[i * prime[j]] = 1;
17             if(i % prime[j] == 0) {
18                 phi[i * prime[j]] = phi[i] * prime[j];
19                 break;
20             }
21             else phi[i * prime[j]] = phi[i] * (prime[j] - 1);
22         }
23     }
24 }
25 long long ans;
26 int main() {
27     int n, m, k;
28     scanf("%d%d", &n, &m);
29     k = max(n, m);
30     Euler(k);
31     ans -= (long long)n * m;
32     for(int d = 1; d <= k; d++) {
33         ans += 2LL * phi[d] * (n / d) * (m / d);
34     }
35     printf("%lld\n", ans);
36     return 0;
37 }

```

题目大意：对于给定的整数 N, M 和 d ，有多少正整数对 x, y ，满足 $x \leq N$ ， $y \leq M$ ，并且 $\gcd(x, y) = d$ 。

解：

等价于 $x \leq N/d$ ， $y \leq M/d$ ，互质的 x, y 的对数。

那么我们另 $n = N/d$ ， $m = M/d$

于是原题就变成了求 $\sum_i^n \sum_j^m e(\gcd(i, j))$

其中 $e(x) = (x == 1) = \sum_{d|x} \mu(d)$

然后根据套路我们再来推一波式子

$$\sum_i^n \sum_j^m e(\gcd(i, j))$$

$$= \sum_i^n \sum_j^m \sum_{d|\gcd(i, j)} \mu(d)$$

$$= \sum_d^{\min(n, m)} \mu(d) * \lfloor \frac{n}{d} \rfloor \lfloor \frac{m}{d} \rfloor$$

根据上一题的做法，每次询问复杂度 $O(n)$ ，显然不能胜任。

但是我们观察式子，显然 $\lfloor \frac{n}{d} \rfloor \lfloor \frac{m}{d} \rfloor$ 的取值只有 $\sqrt{n} + \sqrt{m}$

个，那么我们可以预处理 μ 的前缀和，并分块完成。

```

1  #include <cstdio>
2  #include <algorithm>
3  using namespace std;
4  const int MAXN = 50003;
5  int mu[MAXN], prime[MAXN], cnt;
6  bool isp[MAXN];
7  void Euler(int n) {
8      mu[1] = 1;

```

```

9     for(int i = 2; i <= n; i++) {
10         if(!isp[i]) {
11             prime[++cnt] = i;
12             mu[i] = -1;
13         }
14         for(int j = 1; j <= cnt && i * prime[j] <= n; j++) {
15             isp[i * prime[j]] = 1;
16             if(i % prime[j] == 0) {
17                 mu[i * prime[j]] = 0;
18                 break;
19             }
20             mu[i * prime[j]] = -mu[i];
21         }
22     }
23 }
24 int cal(int n, int m) {
25     if(n > m) swap(n, m);
26     int res = 0, last;
27     for(int i = 1; i <= n; i = last + 1) {
28         last = min(n / (n / i), m / (m / i));
29         res += (n / i) * (m / i) * (mu[last] - mu[i - 1]);
30     }
31     return res;
32 }
33 int main(){
34     Euler(50000);
35     for(int i = 2; i <= 50000; i++) mu[i] += mu[i - 1];
36     int T, a, b, d;
37     scanf("%d", &T);
38     while(T--) {
39         scanf("%d%d%d", &a, &b, &d); a /= d; b /= d;
40         printf("%d\n", cal(a, b));
41     }
42     return 0;
43 }

```

题目大意：另 $F(i)$ 表示 i 的约数和， q 次给定 n, m, a ，求 $\sum_i^n \sum_{j \text{ and } F(\gcd(i, j)) \leq a}^m F(\gcd(i, j)) \bmod 2^{31}$

解：

有个 a 的限制，式子并不能推了。所以先把它去掉。

令 $g(i) = \sum_x^n \sum_y^m e(\gcd(x, y) == i)$

那么可以得到 $g(i) = \sum_{d|i} \mu(\frac{d}{i}) * \lfloor \frac{n}{d} \rfloor \lfloor \frac{m}{d} \rfloor$

于是 $ans = \sum_i^{\min(n, m)} F(i) * g(i)$

展开化简得到 $\sum_d^{\min(n, m)} \lfloor \frac{n}{d} \rfloor \lfloor \frac{m}{d} \rfloor \sum_{i|d} F(i) \mu(\frac{d}{i})$

然后对 $\sum_{i|d} F(i) \mu(\frac{d}{i})$ 求个前缀和

枚举每个 i 更新 i 的倍数即可

现在考虑将 a 离线处理，询问按 a 排序

用树状数组维护前缀和即可。

```

1 #include <cstdio>
2 #include <algorithm>
3 using namespace std;
4 typedef pair<int, int> P;
5 const int MAXN = 100003;
6 int prime[MAXN], cnt, mu[MAXN], msum[MAXN], a[MAXN];
7 bool isp[MAXN];

```

```

8 P f[MAXN];
9 void Euler(int n) {
10     mu[1] = 1;
11     f[1] = P(1, 1);
12     for(int i = 2; i <= n; i++) {
13         f[i].second = i;
14         if(!isp[i]) {
15             prime[++cnt] = a[i] = i;
16             mu[i] = -1;
17             f[i].first = mnsun[i] = i + 1;
18         }
19         for(int j = 1; j <= cnt && i * prime[j] <= n; j++) {
20             isp[i * prime[j]] = 1;
21             if(i % prime[j] == 0) {
22                 mu[i * prime[j]] = 0;
23                 mnsun[i * prime[j]] = mnsun[i] + a[i] * prime[j];
24                 f[i * prime[j]].first = f[i].first / mnsun[i] * mnsun[i * prime[j]];
25                 a[i * prime[j]] = a[i] * prime[j];
26                 break;
27             }
28             mu[i * prime[j]] = -mu[i];
29             f[i * prime[j]].first = f[i].first * (prime[j] + 1);
30             a[i * prime[j]] = prime[j];
31             mnsun[i * prime[j]] = prime[j] + 1;
32         }
33     }
34 }
35 int bit[MAXN];
36 void add(int x, int v) {
37     for(; x <= 100000; x += x & -x) bit[x] += v;
38 }
39 int sum(int x) {
40     int res = 0;
41     for(; x; x -= x & -x) res += bit[x];
42     return res;
43 }
44 struct Node {
45     int n, m, a, id;
46     bool operator < (const Node &x) const {
47         return a < x.a;
48     }
49     inline void read(int i) {
50         id = i; scanf("%d%d%d", &n, &m, &a);
51     }
52 }q[MAXN];
53 int ans[MAXN];
54 int cal(int n, int m) {
55     if(n > m) swap(n, m);
56     int res = 0, last;
57     for(int i = 1; i <= n; i = last + 1) {
58         last = min(n / (n / i), m / (m / i));
59         res += (n / i) * (m / i) * (sum(last) - sum(i - 1));
60     }
61     return res & 0x7fffffff;
62 }
63 int main() {
64     Euler(100000);
65     sort(f + 1, f + 100001);
66     int T;
67     scanf("%d", &T);
68     for(int i = 1; i <= T; i++) q[i].read(i);

```

```

69     sort(q + 1, q + T + 1);
70     int cur = 1, N, M, A;
71     for(int Q = 1; Q <= T; Q++) {
72         N = q[Q].n, M = q[Q].m, A = q[Q].a;
73         while(cur <= 1000000 && f[cur].first <= A) {
74             for(int i = f[cur].second; i <= 1000000; i += f[cur].second)
75                 add(i, f[cur].first * mu[i / f[cur].second]);
76             cur++;
77         }
78         ans[q[Q].id] = cal(N, M);
79     }
80     for(int i = 1; i <= T; i++) printf("%d\n", ans[i]);
81     return 0;
82 }

```

题目大意：求 $\sum_i^n \sum_j^m lcm(i, j) \bmod 20101009$

解：

这里跟之前的区别在于，gcd(i,j) 在分母上，那么考虑反演

令 $f(x) = \frac{1}{x}$

$F(x) = f \times \mu$ 这里 \times 是 Dirichlet 积

即 $F(x) = \sum_{d|x} f(d) * \mu(\frac{x}{d})$

那么由莫比乌斯反演我们有 $f = F \times 1$

那么 $\sum_i^n \sum_j^m lcm(i, j)$

$= \sum_i^n \sum_j^m i * j * f(gcd(i, j))$

$= \sum_i^n \sum_j^m i * j * \sum_{d|gcd(i, j)} F(d)$

另 $sum(x, y) = \sum_i^x \sum_j^y i * j$

于是可以进一步化简 $ans = \sum_d^n F(d) * d * d * sum(\frac{n}{d}, \frac{m}{d})$

```

1  #include <iostream>
2  #include <cstdio>
3  #include <algorithm>
4  using namespace std;
5  typedef long long ll;
6  const int mod = 20101009, MAXN = 10000003;
7  int mu[MAXN], prime[MAXN], sum[MAXN];
8  int cnt;
9  bool isp[MAXN];
10 void getmu(int n) {
11     mu[1] = 1;
12     for(int i = 2; i <= n; i++) {
13         if(!isp[i]) {
14             mu[i] = -1;
15             prime[++cnt] = i;
16         }
17         for(int j = 1; j <= cnt && i * prime[j] <= n; j++) {
18             isp[i * prime[j]] = 1;
19             if(i % prime[j] == 0) {
20                 mu[i * prime[j]] = 0;
21                 break;
22             }
23             mu[i * prime[j]] = -mu[i];
24         }
25     }
26 }

```

```

27 ll n, m, ans;
28 ll query(ll x, ll y) { return (x * (x + 1) / 2 % mod) * (y * (y + 1) / 2 % mod) % mod; }
29 ll F(ll x, ll y) {
30     ll res = 0, last;
31     for(ll i = 1; i <= min(x, y); i = last + 1) {
32         last = min(x / (x / i), y / (y / i));
33         res = (res + (sum[last] - sum[i - 1]) * query(x / i, y / i) % mod) % mod;
34     }
35     return res;
36 }
37 int main() {
38     cin >> n >> m;
39     getmu(min(n, m));
40     for(ll i = 1; i <= min(n, m); i++) sum[i] = (sum[i - 1] + (i * i * mu[i]) % mod) % mod;
41     ll last;
42     for(ll d = 1; d <= min(n, m); d = last + 1) {
43         last = min(n / (n / d), m / (m / d));
44         ans = (ans + (last - d + 1) * (d + last) / 2 % mod * F(n / d, m / d) % mod) % mod;
45     }
46     ans = (ans + mod) % mod;
47     cout << ans << endl;
48     return 0;
49 }

```

总结一下：当推式子陷入僵局的时候，尝试将一些东西处理出来，通过分块、反演等方法降低复杂度。对于式子本身的特性进行观察，有时也可以发现优化的地方。

在推式子过程中，将有关变量放在一块处理是化简的常用技巧。

4.13 Sieve

Example: 51nod1239 欧拉函数之和

$S(n) = \Phi(1) + \Phi(2) + \dots + \Phi(n)$, 给出 n , 求 $S(n)$

```

1 //杜教筛
2 #include <bits/stdc++.h>
3 using namespace std;
4 typedef long long LL;
5 const int MAXN = 1e7 + 5, mod = 1000000007;
6 vector<int> prime;
7 int phi[MAXN], P[MAXN];
8 bool isp[MAXN];
9 unordered_map<LL, int> mp;
10 void Euler(int n) {
11     phi[1] = 1;
12     for(int i = 2; i <= n; i++) {
13         if(!isp[i]) {
14             prime.push_back(i);
15             phi[i] = i - 1;
16         }
17         for(auto x : prime) {
18             if(i * x > n) break;
19             isp[i * x] = 1;
20             if(i % x == 0) {
21                 phi[i * x] = phi[i] * x;
22                 break;
23             }

```



```

24     phi[i * x] = phi[i] * (x - 1);
25 }
26 }
27 for(int i = 1; i <= n; i++) P[i] = (P[i - 1] + phi[i]) % mod;
28 }
29 LL cal(LL n) {
30     if(n < MAXN) return P[n];
31     if(mp.count(n)) return mp[n];
32     LL res = 0;
33     for(LL i = 2, last; i <= n; i = last + 1) {
34         last = n / (n / i);
35         res += (last - i + 1) % mod * cal(n / i) % mod;
36         res %= mod;
37     }
38     mp[n] = res = ((__int128)n * (n + 1) / 2 % mod + mod - res) % mod;
39     return res;
40 }
41 int main() {
42     ios::sync_with_stdio(0); cin.tie(0); cout.precision(6); cout << fixed;
43     Euler(MAXN - 1);
44     LL n; cin >> n;
45     cout << cal(n) << endl;
46     return 0;
47 }
48 //min25
49 #include <bits/stdc++.h>
50 using namespace std;
51 typedef long long LL;
52 const int MAXN = 1e6 + 5, mod = 1e9 + 7;
53 const int inv2 = (mod + 1) / 2, inv6 = (mod + 1) / 6;
54 int prime[MAXN], isp[MAXN], cnt;
55 LL g[3][MAXN << 1], h[3][MAXN << 1];
56 LL w[MAXN << 1];
57 int id1[MAXN], id2[MAXN];
58 inline int MOD(LL x) { return x >= mod ? x - mod : x; }
59 //inline int MOD(LL x) { return x % mod; }
60 inline int add(LL x, LL y) { return MOD(MOD(x) + MOD(y)); }
61 void Euler(int n) {
62     for(int i = 2; i <= n; i++) {
63         if(!isp[i]) {
64             prime[++cnt] = i;
65             h[0][cnt] = h[0][cnt - 1] + 1;
66             h[1][cnt] = add(h[1][cnt - 1], i);
67             h[2][cnt] = add(h[2][cnt - 1], (LL)i * i % mod);
68         }
69         for(int j = 1; j <= cnt && i * prime[j] <= n; j++) {
70             isp[i * prime[j]] = 1;
71             if(i % prime[j] == 0) {
72                 break;
73             }
74         }
75     }
76 }
77 LL n;
78 int sz, m;
79 inline int id(LL x) {
80     return x <= sz ? id1[x] : id2[n / x];
81 }
82 //f(p ^ k)
83 inline int f(int p, LL pk) {
84     return pk / p * (p - 1) % mod;

```

```

85 }
86 LL S(LL x, int y) {
87     if(x <= 1 || prime[y] > x) return 0;
88     //g(x) - h(j - 1)
89     LL res = add(add(g[1][id(x)], mod - g[0][id(x)]), mod - add(h[1][y - 1], mod - h[0][
y - 1]));
90     for(int j = y, k = 1; j <= cnt && (LL)prime[j] * prime[j] <= x; j++, k = 1) {
91         for(LL pk = prime[j]; pk * prime[j] <= x; pk *= prime[j], k++) {
92             res = add(res, S(x / pk, j + 1) * f(prime[j], pk) % mod + f(prime[j], pk *
prime[j]));
93         }
94     }
95     return res;
96 }
97 int main() {
98     ios::sync_with_stdio(0); cin.tie(0); cout.precision(6); cout << fixed;
99     cin >> n;
100     sz = sqrt(n) + 1;
101     Euler(sz);
102     for(LL i = 1, last, t; i <= n; i = last + 1) {
103         last = n / (n / i);
104         w[++m] = n / i, t = n / i % mod;
105         w[m] <= sz ? id1[w[m]] = m : id2[last] = m;
106         g[0][m] = MOD(t + mod - 1);
107         g[1][m] = add(t * (t + 1) % mod * inv2 % mod, mod - 1);
108         g[2][m] = add((2 * t + 1) % mod * t * (t + 1) % mod * inv6 % mod, mod - 1);
109     }
110     for(int j = 1; j <= cnt; j++) {
111         for(int i = 1; i <= m && (LL)prime[j] * prime[j] <= w[i]; i++) {
112             g[0][i] = MOD(g[0][i] + mod - (g[0][id(w[i] / prime[j])] - h[0][j - 1]));
113             g[1][i] = MOD(g[1][i] + mod - ((LL)prime[j] * MOD(g[1][id(w[i] / prime[j])
+ mod - h[1][j - 1]) % mod));
114             g[2][i] = MOD(g[2][i] + mod - ((LL)prime[j] * prime[j] % mod * MOD(g[2][id(w
[i] / prime[j])] + mod - h[2][j - 1]) % mod));
115         }
116     }
117     //S(n, 1) + F(1);
118     LL ans = MOD(S(n, 1) + 1);
119     cout << ans << endl;
120     return 0;
121 }

```

Example: 51nod1224 莫比乌斯函数之和

$S(a,b) = \text{miu}(a) + \text{miu}(a + 1) + \dots + \text{miu}(b)$

```

1 //杜教筛
2 #include <bits/stdc++.h>
3 using namespace std;
4 typedef long long LL;
5 const int MAXN = 3e7 + 5;
6 vector<int> prime;
7 int mu[MAXN];
8 int M[MAXN];
9 bool isp[MAXN];
10 unordered_map<LL, LL> mp;
11 void Euler(int n) {
12     mu[1] = 1;
13     for(int i = 2; i <= n; i++) {
14         if(!isp[i]) {
15             prime.push_back(i);

```

```

16         mu[i] = -1;
17     }
18     for(auto x : prime) {
19         if(i * x > n) break;
20         isp[i * x] = 1;
21         if(i % x == 0) {
22             mu[i * x] = 0;
23             break;
24         }
25         mu[i * x] = -mu[i];
26     }
27 }
28 for(int i = 1; i <= n; i++) M[i] = M[i - 1] + mu[i];
29 }
30 LL cal(LL n) {
31     if(n < MAXN) return M[n];
32     if(mp.count(n)) return mp[n];
33     LL res = 0;
34     for(LL i = 2, last; i <= n; i = last + 1) {
35         last = n / (n / i);
36         res += (last - i + 1) * cal(n / i);
37     }
38     mp[n] = 1 - res;
39     return 1 - res;
40 }
41 int main() {
42     ios::sync_with_stdio(0); cin.tie(0); cout.precision(6); cout << fixed;
43     Euler(MAXN - 1);
44     LL a, b;
45     cin >> a >> b;
46     cout << cal(b) - cal(a - 1) << endl;
47     return 0;
48 }
49 //min25
50 #include <bits/stdc++.h>
51 using namespace std;
52 typedef long long LL;
53 const int MAXN = 1e6 + 5;
54 int prime[MAXN], isp[MAXN], cnt;
55 LL g[3][MAXN << 1], h[3][MAXN << 1];
56 LL w[MAXN << 1];
57 int id1[MAXN], id2[MAXN];
58 void Euler(int n) {
59     for(int i = 2; i <= n; i++) {
60         if(!isp[i]) {
61             prime[++cnt] = i;
62             h[0][cnt] = h[0][cnt - 1] + 1;
63         }
64         for(int j = 1; j <= cnt && i * prime[j] <= n; j++) {
65             isp[i * prime[j]] = 1;
66             if(i % prime[j] == 0) {
67                 break;
68             }
69         }
70     }
71 }
72 LL a, b;
73 LL n;
74 int sz, m;
75 inline int id(LL x) {
76     return x <= sz ? id1[x] : id2[n / x];

```

```

77 }
78 //f(p ^ k)
79 inline int f(int p, int k) {
80     return k == 1 ? -1 : 0;
81 }
82 LL S(LL x, int y) {
83     if(x <= 1 || prime[y] > x) return 0;
84     //g(x) - h(j - 1)
85     LL res = - g[0][id(x)] + h[0][y - 1];
86     for(int j = y, k = 1; j <= cnt && (LL)prime[j] * prime[j] <= x; j++, k = 1) {
87         for(LL pk = prime[j]; pk * prime[j] <= x; pk *= prime[j], k++) {
88             res += S(x / pk, j + 1) * f(prime[j], k) + f(prime[j], k + 1);
89         }
90     }
91     return res;
92 }
93 LL cal(LL x) {
94     n = x;
95     m = 0;
96     sz = sqrt(n);
97     for(LL i = 1, last, t; i <= n; i = last + 1) {
98         last = n / (n / i);
99         w[++m] = n / i, t = n / i;
100         w[m] <= sz ? id1[w[m]] = m : id2[last] = m;
101         g[0][m] = t - 1;
102     }
103     for(int j = 1; j <= cnt; j++) {
104         for(int i = 1; i <= m && (LL)prime[j] * prime[j] <= w[i]; i++) {
105             g[0][i] = g[0][i] - (g[0][id(w[i] / prime[j])] - h[0][j - 1]);
106         }
107     }
108     return S(x, 1) + 1;
109 }
110 int main() {
111     ios::sync_with_stdio(0); cin.tie(0); cout.precision(6); cout << fixed;
112     cin >> a >> b;
113     Euler(sqrt(b));
114
115     //S(n, 1) + F(1);
116     cout << cal(b) - cal(a - 1) << endl;
117     return 0;
118 }

```

5 Geometry

5.1 The Number of Integer Point on a Circle

Set $r = \text{const}$ is the radius of the circle.

$$r^2 = p_1^{a_1} + p_2^{a_2} + \dots + p_m^{a_m} = \sum_{i=1}^m p_i^{a_i}$$

Define

$$\chi(n) = \begin{cases} 1 & n \% 4 = 1 \\ -1 & n \% 4 = 3 \\ 0 & n \% 2 = 0 \end{cases}$$

By the way, $\chi(n)$ is a multiplicative function.

Define

$$\Gamma(p_i, a_i) = \sum_{j=0}^{a_i} \chi(p_i^j) = \begin{cases} 1 & p_i = 2 \quad || \quad (p_i \% 4 = 3 \quad \&\& \quad a_i \% 2 = 0) \\ 0 & p_i \% 4 = 3 \quad \&\& \quad a_i \% 2 = 1 \\ a_i + 1 & p_i \% 4 = 1 \end{cases}$$

Define cnt is the number of integer point on circle

$$\text{cnt}(r) = 4 \prod_{i=1}^m \sum_{j=0}^{a_i} \chi(p_i^j) = 4 \prod_{i=1}^m \Gamma(p_i, a_i) = 4 \sum_{k|r^2} \chi(k)$$

Define CNT is the number of integer point in circle

$$\text{CNT}(r) = 1 + \sum_{i=1}^{r^2} \text{cnt}(i) = 1 + \sum_{i=1}^{r^2} \left\lfloor \frac{r^2}{i} \right\rfloor \chi(i)$$

5.2 Josephus

5.2.1 $J(n, m)$

The last surviving person in n persons while per m person will be killed. (based-0, $(m-1)\%n$ is the first be killed. $O(m \log n)$)

```

1 int J(int n, int k) {
2     if (n == 1) return 0;
3     if (k == 1) return n - 1;
4     if (k > n) return (J(n - 1, k) + k) % n;
5     int res = J(n - n / k, k);
6     res -= n % k;
7     if (res < 0) res += n;
8     else res += res / (k - 1);
9     return res;
10 }
```

5.2.2 $J(n, m, k)$

The k -th surviving person in n persons while per m person will be killed. (based-0, $(m - 1)\%n$ is the first be killed. $O(m \log n)$)

```
1 int J(int n, int m, int k){  
2     if (m == 1) return n - 1;  
3     for (k = k * m + m - 1; k >= n; k = k - n + (k - n) / (m - 1));  
4     return k;  
5 }
```

6 Game Theory

6.1 Bash's Game

Bash's Game 巴什博弈

有一堆个数为 n 的石子，游戏双方依次从中拿取，满足：

1. 每次至少取 1 个，最多取 m 个。

最后取光者得胜。

结论： $n = t(m+1) + r$, 必败态： $r = 0$;

巴什博弈变种：

取一个指定集合的石头个数

取到最后一个石子输, $n = t(m + 1) + r$, $r = 1$;

6.2 Wythoff's Game

Wythoff's Game (威佐夫博弈)

有两堆分别为 (a_n, b_n) 的石子，游戏双方依次从中拿取，满足：

1. 从任意一堆中取任意个 > 1 。
2. 从两堆中取同样多个。最后取完者胜。

结论：对于任意的局势 (a, b) ($a < b$), 必败点为 $(b-a) * (\sqrt{5}+1)/2 = a$ 。

6.3 Fibonacci's Game / Zeckendorf's theory

Fibonacci's Game (斐波那契博弈)

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）。

结论：必败点是斐波那契数

齐肯多夫定理：任何正整数可以表示为若干个不连续的 Fibonacci 数之和

6.4 Nim's Game / Anti-Nim's Game / K-Nim's Game / Anti-K-Nim's Game

Nim's Game (尼姆博弈)

石子的个数可以等价成某个游戏的 SG 函数。

有 n 堆石子，游戏双方依次从中拿取，满足：

1. 规定每次只能从一堆中取若干根，可将一堆全取走，但不可不取。

最后取完者为胜。

结论：

T 态：所有火柴数异或和为 0

S 态：所有火柴数异或和不为 0

必胜态:S

有 n 堆石子, 游戏双方依次从中拿取, 满足:

1. 规定每次只能从一堆中取若干根, 可将一堆全取走, 但不可不取。
最后取完者为败。

结论:

S0 态: 即仅有奇数个孤单堆

T0 态: 即仅有偶数个孤单堆

S1 态: 异或和大于 0, 且有 1 个充裕堆

T1 态: 不存在

S2 态: 异或和大于 0, 且有多个充裕堆

T2 态: 异或和等于 0, 且有多个充裕堆

必胜态:T0,S1,S2

必败态:S0,T2

有 n 堆石子, 游戏双方依次从中拿取, 满足:

1. 规定每次只能至多 k 堆中取若干根, 可将 k 堆全取走, 但不可不取。
最后取完者为胜。

结论:

对于每一堆, 把它石子的个数用二进制表示

必败态: 对所有的石子堆, 如果在任何一个二进制位上 1 的个数总是 $k+1$ 的整数倍

有 n 堆石子, 游戏双方依次从中拿取, 满足:

1. 规定每次只能至多 k 堆中取若干根, 可将 k 堆全取走, 但不可不取。
最后取完者为败。

结论:

1. 对于每一堆, 把它石子的个数用二进制表示

2. 所有的堆 (非零堆, 下同) 全是 1, 此时如果 1 堆个数模 $k+1$ 的结果是 1 则必败, 否则必胜 (我们可以通过拿走 0 到 k 个堆来随意调整当前状态模的结果, 然后再将所有大于 1 的堆降到 1 就行了)

3. 有多于 k 个堆的个数大于 1。必胜

6.5 阶梯博弈

有 n 个阶梯呈升序排列, 每个阶梯上有若干个石子, 游戏双方轮流取石子, 满足:

1. 将一个阶梯上的石子移任意个 (>0) 到前一个台阶。

当没有可行操作时 (所有石子都被移动到了地面, 即第 0 号台阶) 输。

结论:

奇数号台阶的 Nim 游戏

变种 1: 树上, 每个石子只能往父亲节点移动。

变种 2:

游戏双方在一个 $1*N$ 的格子内挪动棋子, 刚开始在若干个位置上有棋子, 每个位置至多一个棋子

每一个选手可以进行的操作时选择一个棋子并把它向左方移动, 当然不能越过其它的棋子, 也不能超出边界。

谁不能移动谁就输了。求谁会赢?

结论:

将棋子位置按升序排列, 然后从后往前两两绑成一对, 如果个数是奇数, 那么将第一个和边界外绑定.

一对棋子的前一个和前一对棋子的后一个之间有多少个空位置对最终的结果是没有影响的。

于是我们只需要考虑同一对的两个棋子之间有多少空位, 将同一对棋子间的空位视为石子, 做 nim 游戏

两对棋子间的空格数当奇数位石子, 其他当偶数位石子, 石子相右边移动

变种 3:

山上有 n 个人, 每个人给出距离山顶的距离, 给出其中一个人为 king, 每次能挑选一个人向上移动, 不能越过其他人, 最后将 king 移动到山顶者获胜。问获胜者。

结论:

只要把 King 当作普通人一样处理即可。除了两种特殊情况:

1. 当 King 是第一个人时, Alice 直接胜
2. 当 King 是第二个人且一共有奇数个人时, 第一堆的大小需要减 1。

6.6 Multi-Nim

有 n 堆石子, 游戏双方依次从中拿取, 满足:

1. 任意一堆石子中拿任意多个石子 (不能不拿)
2. 把一堆数量不少于 2 石子分为两堆不为空的石子

最后取完者为胜。

结论:

操作一与普通的 Nim 游戏等价

操作二实际上是将一个游戏分解为两个游戏, 根据 SG 定理, 我们可以通过异或运算把两个游戏连接到一起, 作为一个后继状态

$$SG(x) \equiv \begin{cases} x-1 & (x \bmod 4 = 0) \\ x & (x \bmod 4 = 1 \text{ or } 2) \\ x+1 & (x \bmod 4 = 3) \end{cases} \quad (9)$$

Multi-SG 游戏规定, 在符合拓扑原则的前提下, 一个单一游戏的后继可以为多个单一游戏。

Multi-SG 其他规则与 SG 游戏相同。

注意在这里要分清后继与多个单一游戏

对于一个状态来说, 不同的划分方法会产生多个不同的后继, 而在一个后继中可能含有多个独立的游戏

一个后继状态的 SG 值即为后继状态中独立游戏的异或和

该状态的 SG 值即为后继状态的 SG 值中未出现过的最小值

6.7 Every-SG

给定一张无向图, 上面有一些棋子, 两个顶尖聪明的人在做游戏, 每人每次必须将可以移动的棋子进行移动, 不能移动的人

因为两个人都顶尖聪明, 因此当一个人知道某一个游戏一定会输的话, 它一定会尽力缩短游戏的时间, 当它知道某一个游戏一定会赢的话, 一定会尽力延长游戏的时间

对于还没有结束的单一游戏, 游戏者必须对该游戏进行一步决策;

其他规则与普通 SG 游戏相同

Every-SG 游戏与普通 SG 游戏最大的不同就是它多了一维时间

对于 SG 值为 0 的点，我们需要知道最少需要多少步才能走到结束

对于 SG 值不为 0 的点，我们需要知道最多需要多少步结束

这样我们用 step 变量来记录这个步数

$$step(x) \equiv \begin{cases} 0 & u \\ maxstep(v) & sg(u) \neq 0 \vee sg(v) = 0 \\ minstep(v) & sg(u) = 0 \vee u \end{cases} \quad (10)$$

6.8 树的删边游戏

给出一个有 N 个点的树，有一个点作为树的根节点。游戏者轮流从树中删去边，删去一条边后，不与根节点相连的部分将被移走。谁无法移动谁输。

结论:

Colon Principle: 对于树上的某一个点，ta 的分支可以转化成以这个点为根的一根竹子，这个竹子的长度就是 ta 各个分支的边的数量的异或和

叶子节点的 SG 值为 0；中间节点的 SG 值为它的所有子节点的 SG 值加 1 后的异或和。

6.9 Chomp's theory?

取一个无关紧要的位置，如果对方必胜，则学习其策略，我方必胜。

6.10 Other's theory?

有 n 堆石子，游戏双方依次从中拿取，满足：

1. 规定每次能从任意多堆中取 1 根，不可不取。

最后取完者为胜。

结论：如果全是偶数，先手必败，否者先手必胜

一个无相联通图，有一个点作为图的根。

游戏者轮流从图中删去边，删去一条边后，不与根节点相连的部分将被移走。

谁无路可走谁输。

结论:

Fusion Principle: 环上的点可以融合，且不改变图的 SG 值，我们可以把一个带有奇数边的环等价成只有一个端点的一条边而偶数边的环等价于一个点

6.11 SG Theory

```

1 memset(mex, 0, sizeof mex);
2 for (int i = 1; i < maxN; ++i) {
3     for (int j = 1; j <= n; ++j) {
4         if (a[j] <= i)
5             mex[SG[i - a[j]]] = i;
6         for (int k = 1; i - k - a[j] > 0; ++k)
7             mex[SG[k] ^ SG[i - k - a[j]]] = 1;

```

```
8     }
9     for (int j = 0;; ++j)
10         if (mex[j] != i){
11             SG[i] = j;
12             break;
13         }
14 }
```

6.12 SJ Theory

反公平游戏 Anti-SG Game

DAG 上没有出度的点为胜利状态，其它定义与一般游戏相同。

现在的问题是解决多个反公平游戏的合并。

SJ 定理说明：先手必胜，当且仅当以下两个条件同时成立或同时不成立：

1. 合并的 SG 值为 0；
2. 所有游戏的 SG 值不超过 1。

6.13 Surreal Number Theory

7 DP

7.1 最大子矩阵

单调栈法：

```

1  #include <bits/stdc++.h>
2  using namespace std;
3  const int MAXN = 1007;
4  int a[MAXN][MAXN], b[MAXN][MAXN];
5  pair<int, int> mp[MAXN * MAXN];
6  pair<int, int> off[MAXN][MAXN];
7  int tail;
8  pair<int, int> st[MAXN];
9  int Up[MAXN][MAXN];
10 int ans = 0;
11 void maintain(pair<int, int> v) {
12     for(; tail && st[tail].first >= v.first; tail--) {
13         ans = max(ans, st[tail].first * (v.second - st[tail-1].second-1));
14     }
15 }
16 void clear(int pos) {
17     for(; tail; tail--)
18         ans = max(ans, st[tail].first * (pos - st[tail-1].second-1));
19 }
20 int main() {
21     ios::sync_with_stdio(0); cin.tie(0);
22     int n, m;
23     cin >> n >> m;
24     for(int i = 1; i <= n; i++)
25         for(int j = 1; j <= m; j++) {
26             cin >> a[i][j];
27             mp[a[i][j]] = {i, j};
28         }
29     for(int i = 1; i <= n; i++)
30         for(int j = 1; j <= m; j++) {
31             cin >> b[i][j];
32             off[i][j] = {i - mp[b[i][j]].first, j - mp[b[i][j]].second};
33         }
34     for(int i = 1; i <= n; i++) {
35         st[0].second = 0;
36         for(int j = 1; j <= m; j++) {
37             Up[i][j] = i > 1 && off[i][j] == off[i-1][j] ? Up[i-1][j] + 1 : 1;
38             if(j > 1 && off[i][j] == off[i][j-1])
39                 maintain({Up[i][j], j}); else {clear(j); st[0].second = j-1;}
40             st[++tail] = {Up[i][j], j};
41         }
42         clear(m+1);
43     }
44     cout << ans << endl;
45     return 0;
46 }

```

悬线法：

```

1  #include <bits/stdc++.h>
2  using namespace std;
3  const int MAXN = 1007;
4  int a[MAXN][MAXN], b[MAXN][MAXN];
5  pair<int, int> mp[MAXN * MAXN];

```

```

6 pair<int, int> off[MAXN][MAXN];
7 int L[MAXN][MAXN], R[MAXN][MAXN], UP[MAXN][MAXN];
8 int main() {
9     ios::sync_with_stdio(0); cin.tie(0);
10    int n, m;
11    cin >> n >> m;
12    for(int i = 1; i <= n; i++)
13        for(int j = 1; j <= m; j++) {
14            cin >> a[i][j];
15            mp[a[i][j]] = {i,j};
16        }
17    for(int i = 1; i <= n; i++)
18        for(int j = 1; j <= m; j++) {
19            cin >> b[i][j];
20            off[i][j] = {i - mp[b[i][j]].first, j - mp[b[i][j]].second};
21            L[i][j] = R[i][j] = j;
22            UP[i][j] = 1;
23        }
24    for(int i = 1; i <= n; i++)
25        for(int j = 2; j <= m; j++) {
26            if(off[i][j] == off[i][j-1]) L[i][j] = L[i][j-1];
27        }
28    for(int i = 1; i <= n; i++)
29        for(int j = m - 1; j >= 1; j--) {
30            if(off[i][j] == off[i][j+1]) R[i][j] = R[i][j+1];
31        }
32    int ans = 0;
33    for(int i = 1; i <= n; i++)
34        for(int j = 1; j <= m; j++) {
35            if(i > 1 && off[i][j] == off[i-1][j]) {
36                UP[i][j] = UP[i-1][j] + 1;
37                L[i][j] = max(L[i][j], L[i-1][j]);
38                R[i][j] = min(R[i][j], R[i-1][j]);
39            }
40            ans = max(ans, (R[i][j] - L[i][j] + 1) * UP[i][j]);
41        }
42    cout << ans << endl;
43    return 0;
44 }

```

7.2 斜率优化

7.3 四边形不等式优化

7.4 忘情水二分

8 Probability and Expectation

8.1 存粹的概率期望题

通过概率期望公式推导证明得到 $O(1)$ 的解答式，常见于时空复杂的异常过大不可解情况。

```

1  /*
2  存粹的理论概率题
3
4  题意：袋子中有a个红球，b个绿球，c个蓝球，不放回地取球，如果某一种球取完了，则游戏结束，
    先取完红球得一等奖，先取完绿球得二等奖，先取完蓝球得三等奖。求得一等、二等、三等奖的
    概率。
5
6  分析：这题一开始是直接概率dp的。。。然而根本不可做，因为abc范围太大，都达到了1e3，且题目
    输出的是一个分子/分母的形式，交上去都直接t掉了。。。
7  要解决还是需要一定的数学基础的。考虑先取完红球的情况，所有可能情况无外乎两种：
8  (1) 先取完红，在取完绿球，在取完蓝球；
9  蓝球是最后一个取完的概率是  $c/(a+b+c)$ ，这个概率论课上讲过一个结论，第n次取得蓝球的概率和第
    一次取得蓝球的概率是相同的，这个可以通过多重集排列证明。
10  还需要保证绿球晚于红球取完，而绿球在红球和绿球的排列中是最后一个的概率是  $b/(a+b)$ ，很容易
    知道这两者的交集包含了所有的先取完红，在取完绿球，在取完蓝球的情况，所以第一种情况的
    概率就是两者相乘。
11 (2) 先取完红，在取完绿球，在取完蓝球；
12 与上面类似，概率为  $b/(a+b+c) \cdot c/(a+c)$ 。
13 那么先取完红球的概率就是  $bc(a+b+c+a)/(a+b+c)(a+c)(a+b)$ 。
14 先取完绿球和先取完蓝球的概率同理可得分别为  $ac(a+b+c+b)/(a+b+c)(b+c)(a+b)$ ， $ab(a+b+c+c)/(a+b+c)(b+c)(a+c)$ 。
15 从本题可以看出，在一些概率的计算问题中只要选取合适的分类，那么计算也会相应变得清楚和简单
    了。培养自己多角度思考问题和观察问题的能力还是很重要的。
16 */
17
18 #include <bits/stdc++.h>
19 using namespace std;
20
21 typedef long long LL;
22 int main() {
23     LL a, b, c;
24     while (~scanf("%I64d %I64d %I64d", &a, &b, &c)) {
25         LL sum = a + b + c;
26         LL fraa = b * c * (sum + a), numa = sum * (a + b) * (a + c);
27         LL frab = a * c * (sum + b), numb = sum * (a + b) * (b + c);
28         LL frac = b * a * (sum + c), numc = sum * (c + b) * (a + c);
29         LL ga = __gcd(fraa, numa), gb = __gcd(frab, numb), gc = __gcd(frac, numc);
30         printf("%I64d/%I64d %I64d/%I64d %I64d/%I64d\n", fraa / ga, numa / ga, frab / gb,
            numb / gb, frac / gc, numc / gc);
31     }
32     return 0;
33 }

```

8.2 概率 DP

```

1  /*
2  给你n种硬币，并给你每种硬币的个数和正面朝上的概率。每次将所有的硬币投掷一下。背面朝
    上的抛弃。直到只剩一种硬币或者没有硬币。最后剩下的那种硬币叫幸运硬币，问每种硬币成
    为幸运硬币的概率。
3  无法直接算出成为幸运硬币的概率，但可以通过计算第i种硬币在第j轮前全死光的概率 killed 和
    未死光的概率 recv，最后答案就是每种硬币在第j轮成为幸运硬币的概率和。
4  */
5

```

```

6  #include <bits/stdc++.h>
7  using namespace std;
8  const int maxn = 75;
9  const int maxm = 15;
10 int t,n;
11 int num[maxn];
12 double p[maxn];
13 double killed[maxn][maxn+5];
14 double recv[maxn][maxn+5];
15 double ans[maxn];
16 void solve(){
17     int i,j,k;
18     for(i = 0; i < maxm; i++){
19         ans[i] = 0.0;
20     }
21     if(n == 1){
22         printf("%.6f\n",1.0);
23         return;
24     }
25     for(i = 0; i < n; i++){
26         double tmp = p[i];
27         for(j = 1; j <= maxn; j++){
28             killed[i][j] = pow(1-tmp,num[i]);
29             recv[i][j] = 1 - killed[i][j];
30             tmp *= p[i];
31         }
32     }
33     for(i = 0; i < n; i++){
34         for(j = 1; j < maxn; j++){
35             double tmp = 1.0;
36             for(k = 0; k < n; k++){
37                 if(k != i) tmp *= killed[k][j];
38             }
39             ans[i] += (recv[i][j] - recv[i][j+1]) * tmp;
40         }
41     }
42     for(i = 0; i < n; i++){
43         printf("%.6f%c",ans[i],i == n-1 ? '\n' : ' ');
44     }
45     return;
46 }
47 int main(){
48     int i;
49     scanf("%d",&t);
50     while(t--){
51         scanf("%d",&n);
52         for(i = 0; i < n; i++){
53             scanf("%d%lf",&num[i],&p[i]);
54         }
55         solve();
56     }
57     return 0;
58 }

```

8.3 求递推式系数

```

1  /*
2  题意：有n个人排队等着在官网上激活游戏。Tomato排在第m个。
3  对于队列中的第一个人。有以下情况：

```

```

4      1、激活失败，留在队列中等待下一次激活（概率为 $p_1$ ）
5      2、失去连接，出队列，然后排在队列的最后（概率为 $p_2$ ）
6      3、激活成功，离开队列（概率为 $p_3$ ）
7      4、服务器瘫痪，服务器停止激活，所有人都无法激活了。
8      求服务器发生瘫痪且这时Tomato在队列中的位置 $\leq k$ 的概率。
9
10      $dp[i][j]$  表示队列中当前有 $i$ 个人，且站在第 $j$ 个位置上时最终会到达终态的概率。
11     如果 $1 < j \leq k$ ，那么 $dp[i][j] = p_1 dp[i][j] + p_2 dp[i][j-1] + p_3 dp[i-1][j-1] + p_4$ ；考虑当前状态到达终态由四种转移而来：激活失败、失去连接、服务器瘫痪。
12     这里 $j=1$ 特判一下，有 $dp[i][1] = dp[i][1] p_1 + p_2 dp[i][i] + p_4$ ；
13     如果 $k < j \leq i$ ，那么 $dp[i][j] = p_1 dp[i][j] + p_2 dp[i][j-1] + p_3 dp[i-1][j-1]$ ；那么当前状态不可能通过服务器瘫痪到达终态。
14
15     令 $tp_2 = p_2 / (1 - p_1)$ ,  $tp_3 = p_3 / (1 - p_1)$ ,  $tp_4 = p_4 / (1 - p_1)$ 。已知量用 $v[j]$ 表示。
16
17      $dp[i][1] = dp[i][i] tp_2 + v[1] \dots j=1$ 
18      $dp[i][j] = dp[i][j-1] tp_2 + v[j] \dots 2 \leq j \leq i$ 
19
20      $(1.0 - (tp_2)^i) dp[i][i] = \sum_{j=1}^i c[j] (tp_2)^{(i-j)}$ .
21 */
22
23 #include <bits/stdc++.h>
24 using namespace std;
25
26 const int N = 2010;
27 double dp[N][N], va[N];
28
29 int main() {
30     int n, m, k;
31     double p1, p2, p3, p4;
32     while (~scanf("%d %d %d %lf %lf %lf %lf", &n, &m, &k, &p1, &p2, &p3, &p4)) {
33         if (abs(p4) < 1e-5) puts("0.00000");
34         else {
35             double tp1 = 1.0 / (1.0 - p1), tp2 = p2 * tp1, tp3 = p3 * tp1, tp4 = p4 *
tp1;
36             va[1] = tp4;
37             dp[1][1] = tp4 / (1.0 - tp2);
38             for (int i = 2; i <= n; i++) {
39                 int mi = min(i, k);
40                 for (int j = 2; j <= mi; j++) va[j] = dp[i-1][j-1] * tp3 + tp4;
41                 for (int j = k + 1; j <= i; j++) va[j] = dp[i-1][j-1] * tp3;
42                 double t = 1.0, sum = 0;
43                 for (int j = i; j; j--, t *= tp2) sum += va[j] * t;
44                 dp[i][i] = sum / (1.0 - t);
45                 dp[i][1] = dp[i][i] * tp2 + tp4;
46                 for (int j = 2; j < i; j++) dp[i][j] = dp[i][j-1] * tp2 + va[j];
47             }
48             printf("%.5f\n", dp[n][m]);
49         }
50     }
51     return 0;
52 }

```

```

1  /*
2  推出递推式，多项式待定系数求解
3
4  题意：
5  有 $n$ 个房间，由 $n-1$ 条隧道连通起来，实际上就形成了一棵树，
6  从结点1出发，开始走，在每个结点 $i$ 都有3种可能：
7      1. 被杀死，回到结点1处（概率为 $k_i$ ）
8      2. 找到出口，走出迷宫（概率为 $e_i$ ）

```



```

9      3.和该点相连有 $m$ 条边，随机走一条
10     求：走出迷宫所要走的边数的期望值。
11
12     设  $E[i]$ 表示在结点 $i$ 处，要走出迷宫所要走的边数的期望。 $E[1]$ 即为所求。
13
14     叶子结点：
15      $E[i] = ki * E[1] + ei * 0 + (1 - ki - ei) * (E[father[i]] + 1);$ 
16      $= ki * E[1] + (1 - ki - ei) * E[father[i]] + (1 - ki - ei);$ 
17
18     非叶子结点：( $m$ 为与结点相连的边数)
19      $E[i] = ki * E[1] + ei * 0 + (1 - ki - ei) / m * (E[father[i]] + 1 + (E[child[i]] + 1));$ 
20      $= ki * E[1] + (1 - ki - ei) / m * E[father[i]] + (1 - ki - ei) / m * (E[child[i]] + 1) + (1 - ki - ei);$ 
21
22     设对每个结点： $E[i] = Ai * E[1] + Bi * E[father[i]] + Ci;$ 
23
24     对于非叶子结点 $i$ ，设 $j$ 为 $i$ 的孩子结点，则
25      $(E[child[i]]) = E[j]$ 
26      $= (Aj * E[1] + Bj * E[father[j]] + Cj)$ 
27      $= (Aj * E[1] + Bj * E[i] + Cj)$ 
28     带入上面的式子得
29      $(1 - (1 - ki - ei) / m * Bj) * E[i] = (ki + (1 - ki - ei) / m * Aj) * E[1] + (1 - ki - ei) / m * E[father[i]] +$ 
30      $(1 - ki - ei) + (1 - ki - ei) / m * Cj;$ 
31     由此可得
32      $Ai = (ki + (1 - ki - ei) / m * Aj) / (1 - (1 - ki - ei) / m * Bj);$ 
33      $Bi = (1 - ki - ei) / m / (1 - (1 - ki - ei) / m * Bj);$ 
34      $Ci = ((1 - ki - ei) + (1 - ki - ei) / m * Cj) / (1 - (1 - ki - ei) / m * Bj);$ 
35
36     对于叶子结点
37      $Ai = ki;$ 
38      $Bi = 1 - ki - ei;$ 
39      $Ci = 1 - ki - ei;$ 
40
41     从叶子结点开始，直到算出  $A1, B1, C1;$ 
42
43      $E[1] = A1 * E[1] + B1 * 0 + C1;$ 
44     所以
45      $E[1] = C1 / (1 - A1);$ 
46     若  $A1$ 趋近于1则无解...
47
48     */
49     #include<stdio.h>
50     #include<string.h>
51     #include<algorithm>
52     #include<iostream>
53     #include<math.h>
54     #include<vector>
55     using namespace std;
56     const int MAXN=10010;
57     const double eps=1e-9; //这里1e-8会WA。设为1e-9和1e-10可以
58     double k[MAXN],e[MAXN];
59     double A[MAXN],B[MAXN],C[MAXN];
60
61     vector<int>vec[MAXN]; //存树
62
63     bool dfs(int t,int pre)//t的根结点是pre
64     {
65         int m=vec[t].size(); //点t的度
66         A[t]=k[t];
67         B[t]=(1-k[t]-e[t])/m;
68         C[t]=1-k[t]-e[t];
69         double tmp=0;

```

```

69     for(int i=0;i<m;i++)
70     {
71         int v=vec[t][i];
72         if(v==pre)continue;
73         if(!dfs(v,t))return false;
74         A[t]+=(1-k[t]-e[t])/m*A[v];
75         C[t]+=(1-k[t]-e[t])/m*C[v];
76         tmp+=(1-k[t]-e[t])/m*B[v];
77     }
78     if(fabs(tmp-1)<eps)return false;
79     A[t]/=(1-tmp);
80     B[t]/=(1-tmp);
81     C[t]/=(1-tmp);
82     return true;
83 }
84 int main()
85 {
86     int T;
87     int n;
88     int u,v;
89     int iCase=0;
90     scanf("%d",&T);
91     while(T--)
92     {
93         iCase++;
94         scanf("%d",&n);
95         for(int i=1;i<=n;i++)vec[i].clear();
96         for(int i=1;i<=n;i++)
97         {
98             scanf("%d%d",&u,&v);
99             vec[u].push_back(v);
100             vec[v].push_back(u);
101         }
102         for(int i=1;i<=n;i++)
103         {
104             scanf("%lf%lf",&k[i],&e[i]);
105             k[i]/=100;
106             e[i]/=100;
107         }
108         printf("Case %d: ",iCase);
109         if(dfs(1,-1)&&fabs(1-A[1])>eps)
110         {
111             printf("%.6lf\n",C[1]/(1-A[1]));
112         }
113         else printf("impossible\n");
114     }
115 }

```

8.4 双重概率期望

```

1  /*
2  题意：DAG，起点为1且仅有出度，终点为n且仅有入读，机器人等概率走到下个点或停留原地，
    每日耐久消耗比前一天多1
3  双重期望，先求出每个点到终点的期望天数 $E[i]$ ，这里期望可以看每天耐久消耗恒为1，再求每个
    点到终点的期望耐久消耗 $F[i]$ ，此时每个点的耐久消耗就是 $E[i]$ 
4  */
5
6  #include <bits/stdc++.h>
7  using namespace std;

```

```

8  typedef long long LL;
9  typedef double DB;
10 typedef pair <int, int> P;
11 typedef pair <int, P> PP;
12 const int MAXN = 2e5+7;
13 const DB EPS = 1e-9;
14 const DB DB_INF = 1e100;
15 const DB PI=acos(-1.0);
16 const int INT_INF = 1e9 + 7;
17 const int MOD = 1e9 + 7;
18 vector <int> in[MAXN], out[MAXN];
19 int cnt_in[MAXN], cnt_out[MAXN];
20 DB E[MAXN], F[MAXN];
21 void dfs(int u, int n) {
22     if (u == n) return;
23     if (E[u] != 0 || F[u] != 0) return;
24     for (auto v : out[u]) {
25         dfs(v, n);
26         E[u] += E[v];
27         F[u] += F[v];
28     }
29     E[u] += cnt_out[u] + 1;
30     E[u] /= cnt_out[u];
31     F[u] += (cnt_out[u] + 1) * E[u];
32     F[u] /= cnt_out[u];
33 }
34 int main() {
35     ios::sync_with_stdio(0); cin.tie(0); cout.precision(2); cout << fixed;
36     int ca;
37     for (cin >> ca; ca; ca--) {
38         int n, m;
39         cin >> n >> m;
40         for (int i = 1; i <= n; i++) {
41             in[i].clear();
42             out[i].clear();
43             cnt_in[i] = cnt_out[i] = 0;
44             E[i] = F[i] = 0;
45         }
46         for (int i = 0; i < m; i++) {
47             int u, v;
48             cin >> u >> v;
49             in[v].emplace_back(u);
50             out[u].emplace_back(v);
51             cnt_in[v]++; cnt_out[u]++;
52         }
53         dfs(1, n);
54         cout << F[1] << endl;
55     }
56     return 0;
57 }

```