1.礼物（gift）

首先，很明显的一点就是 $party$ 会在 $LCA(v_1, \cdots, v_c)$ 召开。

我们先考虑计算每个人路径上有哪一些特产。

通过树链剖分，建立线段树以及前缀和维护区间的特产种类(用 $bitset$)，这样的复杂度是 $O\left(n\frac{m}{w} + qclogn\frac{m}{w}\right)$。

然后我们又可以通过 $O(q2^c\frac{m}{w})$ 的复杂度求出 $dp(S)$ 表示集合 S 中的人能够选择的特产种类的并集。

假设答案为 $c \cdot x$，我们可以构建一个二分图，左边有 $c \cdot x$ 个点（每个人有 x 个点），右边有 m 个点（表示每一种特产），用连边表示某个人可以选择某种特产，这个图必须有完美匹配。根据霍尔定理，x 最大为 $min\left(\lfloor\frac{dp(S)}{|S|}\rfloor\right)$。

霍尔定理：二分图 G 存在完美匹配当且仅当 X 中的任意 k 个点至少与 Y 中的 k 个点相邻。

于是，我们用 $O\left((n + qclogn + q2^c)\frac{m}{w}\right)$ 解决了这个问题。

2.镜子游戏（mirror）

首先问题就是到达所有格子需要的转弯次数。可以发现，每两个障碍之间的横竖线段都是不需要额外代价互相到达的。我们可以求出到达每个横线段的最少转弯次数和到达每个竖线段的最少转弯次数，然后统计答案。

首先解决第一部分的问题，每个横线段都要和与它相交的竖线段之间连边，那么可以使用可持久化线段树优化建图+ 01BFS 解决。

第二部分，每个点的答案相当于横竖线段转弯次数的最小值，我们按行扫描，维护每个格子的竖线段的值。然后对于横，要与这里面的竖线段取 min，这个看起来需要树套树，但是其实可以注意到每个横线段与它相交的竖线段的差不会超过 1，所以只需要记录一下最小值以及出现次数即可。

时间复杂度 $O(nlogn)$。

3.序列（sequence）

这是一个经典的 3-Nim 模型，对于给定的 a_i，后手必胜当且仅当对于每个 w，$\sum_{i=1}^{n} bit(a_i, w)$ 是 3 的
倍数。

也就是说现在要求有几个数组 $a_1, ..., a_n$，使得满足上面的条件

考虑按位从高往低去进行 DP，普通的数位 DP 我们要记录现在的值 x 与 l, r 的关系，这里的数位 DP 相当于要记录 a_i 与 l_i, r_i 的关系

a_i 与 l_i, r_i 在 $w + 1..30$ 位的关系有四种：

- $l_i = a_i < r_i$
- $l_i < a_i = r_i$
- $l_i < a_i < r_i$
- $l_i = a_i = r_i$

第四种状态我们可以直接判断 $l_i = r_i$ 来得到，所以理论上只有三种状态

用 $f[S][w]$ 表示：我们已经定好了 a_i 的第 $w+1..30$ 位，当前每个 a_i 与 l_i, r_i 的关系是 S，显然这是一个状态数是 $O(3^n loga)$ 的动态规划

然后每次转移就枚举 $a_1..a_n$ 在第 w 位的值，然后更新即可

时间复杂度：$O(6^n loga)$，应该只有 83 分

考虑进行优化，显然每次不需要把所有 $a_1..a_n$ 一起枚举，可以一个个枚举

令 $f[S][w][i][sum]$ 表示：

- 已经定好了所有 a 的 $w+1..30$ 位
- $a_1..a_i$ 的第 w 位也定好了
- sum 表示 $a_1..a_i$ 在第 w 位的值的和

转移只要枚举 a_{i+1} 在第 w 位的值就好了，有点类似轮廓线 DP

时间复杂度：$O(3^n nloga)$