A. 长春花

通过暴力，我们可以发现答案通常很小。通过对范围内所有的 p 进行验证，答案的最大值为 31。

因此，我们首先维护出 buc_i 表示是否存在 x 满足 $x^2 \equiv i \pmod p$。随后，我们直接暴力枚举 a 的值并 check 即可。

时间复杂度为 $O(ans \cdot p)$，其中在 $p \le 10^5$ 时 $ans \le 31$。

B. 紫罗兰

首先，我们求出图中的最小环长 L 。由于图中边无权，因此对于一个固定的顶点 x，我们可以使用 BFS 在 $O(n+m)$ 的时间复杂度内计算出包含 x 的最小环的长度。

具体地，我们维护 d_i 表示从 x 出发到顶点 i 的最短路。当我们从 u 第一次访问到一个顶点 v 时，更新其对应的 d 值，否则我们可以找到一个长度为 $d_u + d_v + 1$ 的环。注意到虽然我们不能保证该环为简单环，但注意到我们找到的所有环在去除公共部分后一定是一个简单环，因此我们对所有环取 min 一定可以得到最小环长。

对于计数部分，我们直接在计算最小环长时顺便统计方案数即可。注意到：

1. 以环上的任意一点为起点均会统计该环一次，因此答案要除以 L。
2. 当 L 为偶数时，每个环会从两个方向上各被统计一次，因此答案要额外再除以 2。

时间复杂度为 $O(n(n+m))$。

C. 天竺葵

当 $m = n - 1$ 时，问题转化成有 m 个变量，第 i 变量的取值为 $[l_i, r_i]$，且任意两个变量不相等，构造一组方案。我们可以将所有区间按照左端点排序，随后扫 l_i 时贪心的选择 r_i 最小的来放置。

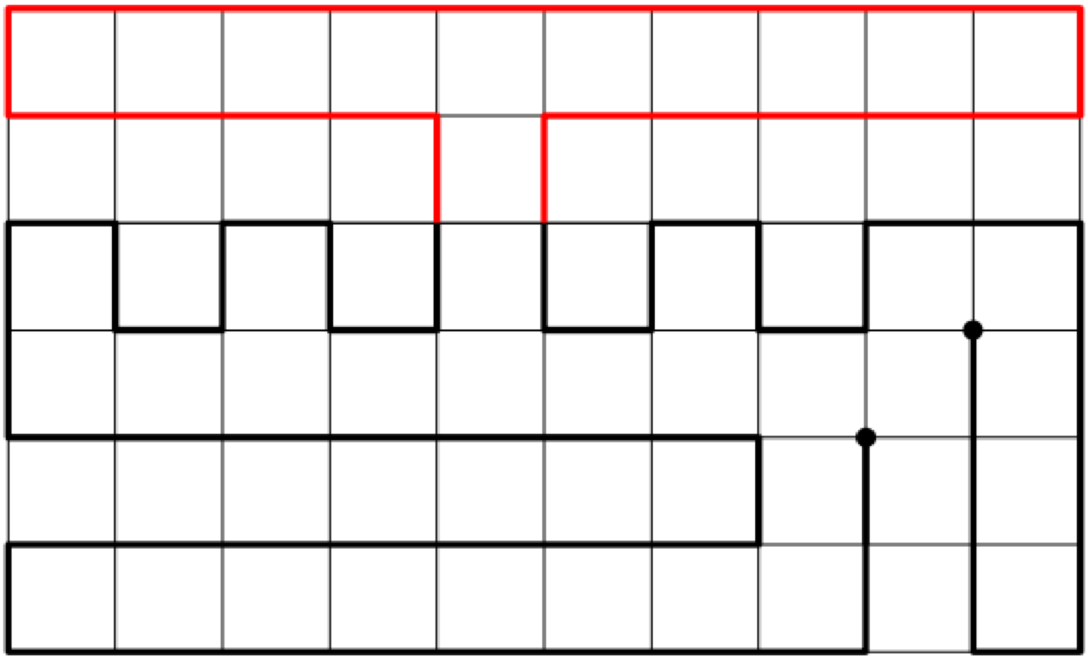
当 $m > n - 1$ 时，每条非树边会有额外的限制：非树边 (u, v) 的边权必须严格大于路径 $u \to v$ 的边权最小值。因此，对于一条非树边，我们只有在这条路径上所有的边均被赋值后，才可以赋非树边的值。因此我们仍然按照 l_i 排序，但在合并两个联通块时，更新这一轮所联通的非树边，如果一个非树边的两端点联通，则将其加入堆中即可。

总的时间复杂度为 $O((n+m)\log^2 n)$ 或 $O((n+m)\log n)$。

D. 风信子

首先，当 $n, m \le 6$ 时，我们爆搜出所有合法的解。接下来，不妨设 $\max(n, m) > 6$。

若行数大于 6，且最顶部两行中不包含起点与终点，则我们可以直接删除顶端两行，并将得到的合法方案进行拼接即可：



同样地，若最左侧、最右侧、最底侧不包含起点与终点，我们同样可以进行上述操作。而当起点与终点位于这些区域时，由于 $\max(n,m) \le 6$，因此必有两行只包含了起点或终点，我们同样进行调整，得到新的起点后删除上述两行即可。

可以证明，只要步数的奇偶性正确，在 $n,m \ge 4$ 时一定有解，因此我们通过上述操作后一定能得到合法的解。

时间复杂度为 $O(nm)$。