

a

考虑什么样的操作合法：

1. k 一定是 $\text{mex}(a)$ 。
2. 所有值为 $\text{mex}(a) + 1$ 的位置必须被覆盖。
3. 对于所有 $i \in [0, \text{mex}(a) - 1]$ ，值为 i 的位置不能全被覆盖。

如果 a 中没有 $\text{mex}(a) + 1$ ，那只要 $\text{mex}(a)$ 不为 n 就总能找到一个不用的位置赋值。

否则，我们记录值为 $\text{mex}(a) + 1$ 的最靠前和最靠后的位置，覆盖，然后判断是否符合 3 即可。

b

设一个数组 a 的权重为 $\sum_{i=1}^n a_i \times i$ ，执行第一个操作权重不变，执行第二个操作权重 +1，算出每个数组的权重，不一样的那个就是答案，操作次数为两种权重之差。

c

考虑kruskal：每次找到边权最小的边，合并所在联通块，用并查集维护联通块。

类似于 bfs 的思路，维护和 2^m 个状态距离 0~18 的马。

找到边权最小的边用双向搜索，长度分奇偶讨论。

假如边的长度为奇数 x ，一定存在两个相邻的点满足分别和两匹马的距离为 $\frac{x-1}{2}$ ，枚举这两个点。

假如边的长度为偶数 x ，一定存在两个相邻的点满足分别和两匹马的距离为 $\frac{x}{2}$ 和 $\frac{x}{2} - 1$ ，枚举这两个点。

时间复杂度 $O(2^m \times m)$ 。

D

线段树每个节点维护从 l 行移动到的 r 行最小遇袋熊数量。

现在考虑pushup，设 $f_{i,j}$ 表示从 (l, i) 移动到 (r, j) 最小遇袋熊数量，枚举在 mid 处的坐标转移， $p_{i,j}$ 表示最优方案经过 $(mid, p_{i,j})$ ，有单调性，四边形不等式优化合并的dp。

具体的，有 $p_{i,j-1} \leq p_{i,j} \leq p_{i+1,j}$ ，计算 $f_{i,j}$ 是只需要枚举 $k \in [p_{i,j-1}, p_{i+1,j}]$ 更新。

修改递归到叶子改，查询直接查。

这样空间可能不够，可以把线段树分块，块内暴力算，std是 16 个数一块，其实把块缩小会快一点。

设变化次数为 A ，查询次数为 B ，时间复杂度 $O((A + R)C^2 + B)$ 。