本场比赛准备时间比较紧迫，如有不足之处还请见谅。

作者语文不是很好，有问题参见视频。

E 无值（enil）

本场的签到题。

考虑最终答案不为 0 的情况，不妨设其为 1。由于在操作后不可能存在 21 或 12 子串，所以倒数第二次操作结果一定是 201，同理倒数第三次是 10201，以此类推。答案为 2 的情况几乎相同。

所以只要判断原数组是否形如 $102010201\dots$ 或 $$201020102...$ 即可，时间复杂度 $O(n)$。

生命值参数（hparg）

本场的另一个签到题。

先说结论，对于一个连通块，令其包含的边数为 e，则答案为 $\lfloor\frac{e}{2}\rfloor$。

> **证明：**
>
> 考虑从连通块中先拎出一颗 DFS 树，设 u 的父亲为 fa_u。从下向上开始匹配，将所有非树边挂在深度小的节点上。对于每个正在匹配的节点 u，优先两两匹配没用过的非树边以及以 u 为父亲的树边。如果有剩的，拿去和 (u, fa_u) 匹配，并标记 (u, fa_u)。容易发现这样至多剩一条边。

并查集维护每个连通块边数即可，时间复杂度 $O(n\alpha(n))$。

多岩石小山（tors）

不难发现洗牌操作相当于归并排序，进一步地，相当于按掰成两半数组后的前缀 max 排序。

考虑按前缀 max 划分成不同的段，每次洗牌会把 $\frac{n}{2}+1$ 所在的那段从 $\frac{n}{2}+1$ 断开，并重新划分，然后插入原序列。通过单调栈预处理 $nxt_i=\min\{j|j>i\wedge a_j>a_i\}$ 就能够快速找到重划分后新段头对应的段尾。

注意到一旦划分不会再次重组，所以成功的划分只会进行至多 n 次。使用数据结构维护段的插入和删除，以及二分查找某一位置所在的段可以做到 $O((n+q)\log n)$。

DCG（dcg）

定义 $b_p(x)$ 为 x 的分解式中质因数 p 的次数。

令 $Y=\operatorname{lcm} y_i$，$E(p)=E(b_p(Y)\le b_p(m))$，那么答案就是 $\max\limits_{p\in\mathcal{P}\wedge p\le n}E(p)$。

由 min-max 容斥可知，$\max\limits_{p\in\mathcal{P}\wedge p\le n}E(p)=\sum\limits_{S\subseteq\mathcal{P}\cap\{1,\dots,n\}\wedge S\neq\emptyset}(-1)^{|S|+1}\min\limits_{p\in S}E(p)$。

$\min\limits_{p\in S}E(p)$ 是好算的，令 $P=\prod\limits_{p\in S}p^{b_p(m)+1}$，那么 $\min\limits_{p\in S}E(p)=\dfrac{n}{n-\lfloor\frac{n}{P}\rfloor}=1+\dfrac{\lfloor\frac{n}{P}\rfloor}{n-\lfloor\frac{n}{P}\rfloor}$。

如果我们把贡献算到每个数上，即将答案表示成 $1+\sum_{i=2}^{n} f(i)\frac{\lfloor\frac{n}{i}\rfloor}{n-\lfloor\frac{n}{i}\rfloor}$ 的形式，则 f 的 DGF $\tilde{F}(x)=\prod_{p\in\mathcal{P}\cap\{1,\dots,n\}}(1-p^{-(b_p(m)+1)x})$。特别的，当 $m=1$ 时，$\tilde{F}(x)=\prod_{p\in\mathcal{P}\cap\{1,\dots,n\}}(1-p^{-x})=\tilde{M}(x)$，即 $f(i)=\mu(i)$。这启发我们把 $\tilde{F}(x)$ 表示成 $\tilde{M}(x)\prod_{i=1}^{w}\frac{1-p_i^{-c_ix}}{1-p_i^{-x}}$。通过在 $\tilde{M}$ 上暴力乘 $1-p_i^{-c_ix}$ 或除 $1-p_i^{-x}$ 可以做到 $O(nw)$。

发现答案仅仅与 $\lfloor\frac{n}{i}\rfloor$ 有关，考虑数论分块，对于 $\lfloor\frac{n}{i}\rfloor$ 相同的 i 一起处理。由于暴力乘除反映在代码实现上只是加减，因而可以对缩水后的 $\tilde{F}$ 进行暴力乘除。在初始化 $\tilde{M}$ 时需要用到前缀 μ 和，所以还要敲一个杜教筛。

时间复杂度 $O(n^{\frac{2}{3}}+(w+\log Mod)\sqrt{n})$。