正文

定义 $L>2$ 时，以 0 为起点，环上指向 1 长度较短的路径方向为顺时针 (即从0 开始顺时针依次为 $0,1,\cdots L-1$。

题意转化 (原题面表述不是特别清楚) : 记长度为 N 的排列 p,q 满足 $a_{p_i}<a_{p_{i+1}},b_{q_i}<b_{q_{i+1}}$, 将 p,q 视作圆排列 (即 p_1 与 p_N 相邻，q_1 与 q_N 相邻), 每次可以交换 p 相邻两个位置的值，求最少的交换次数使得 p 转化为 q (作为圆排列，即排列 $1,2,\cdots N$ 和 $2,3,\cdots N-1,N,1$ 视为相同排列)。

结论：定义 $[x,y](x\le y)$ 为集合 $\{x,x+1,\cdots y\}$, $[x,y](x>y)$ 为集合 $\{x,x+1,\cdots N-1,N,1,2,\cdots y\}$, 每次对 q 循环移位，答案为集合 $[p_i,q_i]$ 之间包含关系数(即满足 $[p_i,q_i]\subset[p_j,q_j]$ 的 (i,j) 组数) 的最小值。结论证明见下部分。

初始 (未对 q 循环移位) 答案使用树状树组可以 $O(n\log n)$ 求解。每次进行循环移位，容易发现 (i,j) 状态改变 (从符合条件变为不符合条件，或从不符合条件变为符合条件) 时必有 $p_i=i$ 或 $p_j=j$。具体而言，答案相比循环移位前答案多或少的部分可分为以下两类：

1. 移位后 $p_j=q_j$, 移位前符合条件的 (x,j) 不再符合条件
2. 移位后 $p_i=q_i$, 移位前不符合条件的 (i,x) 此时符合条件

对于 2, 移位前不存在符合条件的 (i,x), 因此只需计算移位后符合条件的 x 的个数，即满足 $i\in[p_x,q_x]$ 的 x 的个数。对于 1, 移位后不存在符合条件的 (x,j), 且移位前 (x,j) 不符合条件当且仅当移位前 $i\in[p_x,q_x]$ 于是两者都可以转化为某时刻某数出现在多少个 $[p_x,q_x]$ 的问题。

对于每个数，初始的出现次数可用前缀和求出。每次循环移位后，若 $p_x\neq q_x$, 则 $q_x\in[p_x,q_x]$ 仅在移位后成立，由于 q 任意时刻均为 1 到 N 的排列，因此若不存在$p_x=q_x$ 则每个数出现次数恰好加 1。对于 $p_x=q_x$, 则除了 q_x (即 p_x) 外每个数移位后不再属于集合 $[p_x,q_x]$, 则只需对每个数出现次数减 1 再对 q_x 出现次数加 1 即可。因此每次循环移位，每个数出现次数同时加 $1-T$ (其中 T 为符合 $p_x=q_x$ 的 x 个数)。预处理出对于每个 x,$p_x=q_x$ 对应的时刻，这一过程即可以均摊

$O(N)$ 维护，总时间复杂度 $O(N\log N)$

证明

题目中要求，位置 i 上的数要运动到位置 $u_i=(p_i+k)\bmod n$, 其中 k 可以任选 假设位置 i 上的数运动过程中，它总共以逆时针方向运动了 x_i 个单位 (可为负数), 把全部的 x_i 均加上一个常数，仍然会是合法的。通过调整法可证，存在一种次数最小的方案：

- 不出现，逆时针方向下，i 超过了 j 2 次的情况;
- (严格强于上一个条件) $|x_i-x_j|<n$.

可设 $0\le x_i<n$. 假设 i 逆时针走到 p_i 的弧为 α_i 可以进行的操作有：

- 交换 α_i,α_{i+1} 的终点 (代价为 1);
- 给所有 x_i 加上任意常数 (代价为 0).

(所有加法运算均在 $mod\, n$ 意义下进行.) 如果忽略操作 2，只需使 $\forall i\neq j,\alpha_i\not\subset\alpha_j$. 而且，若存在这样的包含关系，必能用 1 次操作 1 去除恰好 1 对包含关系。

只需算出 $\sum_{i\neq j}\alpha_i\subset\alpha_j$ 的最大值 mx, 它是答室的上界。发现，相交关系可以均调整为包含关系。包含关系有着内向树的结构，而任意子树大小不超过 $\lceil n/2\rceil$故：

$$mx=\binom{\lfloor n/2\rfloor}{2}+\binom{\lceil n/2\rceil}{2}=2401$$