我（wo）

考虑每一个配对 p_{2i-1},p_{2i}，如果没有限制，我们希望它们尽量是 $[1,n]$ 和 $[n+1,2n]$ 配对。

否则，对于 $p_{2i-1}p_{2i}\neq 0$ 的，直接忽略掉，剩下的单独配对我们一定能找到让上半段数字分别和下半段数字配对的方案。

可以考虑每一个已经确定位置的上（下）半段数字，为其寻找一个没有确定位置的下（上）半段数字。

如果我们有 a 个确定的上半段数字，b 个未定的下半段数字，那么方案数为 $\prod\limits_{i=0}^{a-1}(b-i)$。

剩下的上下半段数字个数一定相等，两两配对填入空位即可。

容易推出如果剩余 n 个配对，那么一共有 $(n!)^2 2^n$ 种方案，和之前的相乘即可。

时空复杂度 $O(n)$。

在（shi）

如果 $a_i=1$，可以通过操作 $i-1$ 使得 a_i 变为 0。

如果 $a_i=0$，可以先将 a_{i-1} 变成 0，操作 $i-1$ 使 a_i 变为 1。

所以我们可以将 $i>5$ 的 a_i 变成 1。

可以证明 $n=5$ 时任何状态都可以操作得出 $ans=4$ 的情况。

于是 $n\geq 5$ 时答案至少是 $n-1$。

显然不能从有 0 变成无 0，所以判掉无 0 的情况之后答案为 $n-1$。

对于 $n\leq 5$ 时的操作直接暴搜或手动构造均可。

时空复杂度 $O(n)$，操作数在 $2n$ 以内，可以通过。

草原上（wei）

如果 $a_{i-1}>a_i$ 或 $a_i>a_{i+1}$ 那么将 i 视为关键点。

如果交换的两个数均非关键点显然没有意义。

于是考虑对于每个位置考虑其与关键点交换产生的答案。

具体地，将极长上升段意义下的距离不超过 3 的暴力判掉，其余的可以保证交换之后的计算不会互相影响。

对于每个点可以算出被交换后新的数字产生的贡献，可以分成 3 段，于是可以对值域扫描线。

对于每个关键点相对值域的贡献是 3 个区间，查询值域时特判掉距离不超过 3 的不能使用，其余的查询这 3 个区间分别的最大值。

使用扫描线和线段树，时间 $O(n\log n)$，空间 $O(n)$。

找宝藏（ge）

对于两个宝藏 x,y，计算其距离为 $w_{x,y}$，最短路方案为 $g_{x,y}=\dbinom{\sum|p_{x,i}-p_{y,i}|}{|p_{x,1}-p_{y,1}|,\dots,|p_{x,m}-p_{y,m}|}$

。

考虑容斥得出不经过其他宝藏的方案，$f_{x,y}=g_{x,y}-\sum\limits_{w_{x,y}=w_{x,z}+w_{z,y}}g_{x,z}f_{z,y}$。

于是可以状压设 $d_{S,x}$ 表示经过了集合 S，最后一个点为 x 的最短路，同时记录方案。

直接使用堆优化 dijkstra 算法是 $O(n^3 2^n)$ 的，可能获得 $71\sim 100$ 分。

即使使用 Fib 堆能够优化复杂度，但会一定程度上增大常数，不一定有优势。

我们发现，每次转移总是由层数少的转移到层数多的，于是可以同层使用 $O(n^2)$ 暴力转移。

向外层（走到没有经过的新宝藏）直接松弛、统计方案，这样就是 $O(n^2 2^n)$ 的了，可以轻松通过。