

周黑鸭

对 B 的某行/列加 1 相当于对 A 的对应行/列减 1，因此我们只需要知道 A 每行/列需要变化多少即可。

设 A 的第 i 行需要增加 r_i ，第 i 列需要增加 c_i ，我们需要最小化 $\sum_i |r_i| + \sum_i |c_i|$ 。

设 $r_1 = x$ ，则我们可以通过第一行的信息得出 $c_i = B_{1,i} - A_{1,i} - x$ 。再通过第一列的信息得出 $r_i = B_{i,1} - A_{i,1} - B_{1,1} + A_{1,1} + x$ 。

发现对于任意 i, j ， $r_i + c_j$ 都是常数，又因为 $A_{i,j} + r_i + c_j$ 应当等于 $B_{i,j}$ ，所以我们可以直接判掉无解的情况。

我们最后要求的是形如 $\sum_{i=1}^{n+m} |x - a_i|$ 的最小值，根据一些数学知识， x 取 a 的中位数时答案最小。

周黑鸭

考虑使用 bitset 维护答案。

将序列中的 0 看成 -1，则我们只需要看区间的和是否大于 0 即可，对数列求前缀和后只需要看 a'_r 和 a'_{l-1} 的大小关系。

对每个 a'_i ，用一个 bitset 记录 $a'_j > a'_i$ 的位置（这个可以将 a' 排序后维护），将这个 bitset 右移 i 位，就是以 i 为左端点，且 f 值为 1 的**区间长度**，要 f 值为 0 的直接翻转 bitset 即可。然后将答案数组与该 bitset 取按位与。

由于 b_i 表示以 i 为右端点的限制，我们将上面反着维护即可。

时间复杂度 $O(\frac{n^2}{w})$ 。

周黑鸭

对每个结点，我们求出它上方放**最少**的结点时，上方结点最小距离和 l 和最大距离和 r ，以及下方结点的最小距离和 L 和最大距离和 R （直接将 Z 直接加到 l 和 r 中，之后不用考虑 Z ）。

同样地，我们求出它上方放**最多**的结点时，上方结点最小距离和 l' 和最大距离和 r' ，以及下方结点的最小距离和 L' 和最大距离和 R' 。

由于边权为 1，所以我们可以调整，使得对于最小值为 x ，最大值为 y ，区间 $[x, y]$ 中的距离和都能取到。

若 $[l, r]$ 与 $[L, R]$ 有交，或者 $[l', r']$ 与 $[L', R']$ 有交，则答案为 0。

否则，由于多选择一个结点，距离和会变大，对于 $r < L$ 且 $r' > L'$ 的情况，即两个区间的大小关系发生了变化，我们可以说明，在绝大部分情况下，两个区间在某一时刻有交。如果两个区间的大小关系自始至终没变化，则选择两个区间距离最近的时候的答案即可。

考虑某一时刻 $r_0 < L_0$ ，且下一时刻 $r_1 \geq L_1$ ，由于 r 代表最大值，所以此时一定能够选择一个距离为 1 的结点，也就是说 $r_0 + 1 \sim r_1$ 都是可以得到的。同理， $L_1 \sim L_0 - 1$ 也都是可以得到的。那么仅当 $r_0 = L_0 - 1$ 且 $l_1 = R_1 + 1$ 的长度都是 1 时，两个区间没有交（此时答案为 1），其他情况两个区间都有交，答案为 0。这种情况只会出现在上方选 0 个或全选的情况，特判即可。

一个结点上方的结点到它的距离为 1 开始的连续数列，它的上下界可以直接计算。

我们需要维护，一个结点子树内取 k 个数的最大值以及最小值。使用线段树合并维护结点深度，然后用线段树上二分来求前 k 小/大数的和即可。

时间复杂度 $O(n \log n)$ 。

周黑鸭

下面假设 $c_1 \leq c_2$, $c_1 > c_2$ 的情况类似, 那么我们显然要让颜色 1 尽可能多。

对于颜色 2 的限制, 我们也可以转化为对颜色 1 的限制。

考虑 DAG 的情况, 也就是说我们不需要考虑强连通分量的限制。将每个点拆成出点和入点, 对于有向边 (u, v) , 在新图的 u 的出点向 v 的入点连一条边。

再建立源点 S 向所有出点连边, 将这个出点的限制条件作为这条边的上下界。同理建立汇点 T , 所有入点向它连边, 将这个入点的限制条件作为这条边的上下界。

然后对改图跑上下界最大流即可。

考虑强连通分量的情况, 我们只需要多加两排点即可。对于一个强连通分量, 我们也将它分为出点和入点。按照下面的方式连边:

- 源点向强连通分量的出点连边, 将对强连通分量的出点限制作为这条边的上下界。
- 强连通分量的出点向单点的出点连边, 将对单点的出点限制作为这条边的上下界。
- 对每条有向边 (u, v) , 将 u 的出点向 v 的入点连边。
- 单点的入点向强连通分量的入点连边, 将对单点的入点限制作为这条边的上下界。
- 强连通分量的入点向汇点连边, 将对强连通分量的入点限制作为这条边的上下界。

然后跑上下界最大流即可。

使用 Dinic 算法, 时间复杂度类似二分图匹配。