1 许强强

1.1 90 分

暴力做可以做到 $O(n^2)$ ，只要你正确实现了这个题的做法。

1.2 100 分

要想得到满分，可以注意到这是一个平面图，所以有欧拉公式 $F = V + E - 2$ ，这虽然是三维几何体的公式，但是可以类似地放到二维里，F 是面数，也就是联通区域个数，E 是边数，V 是点数，因此开两个 set 分别维护点集和边集即可，复杂度 $O(n \log n)$ 。

2 春神

2.1 30 分

暴力。

2.2 40-50 分

有各种做法，meet in the middle，以及精妙暴力剪枝，或者是写挂的 dp 等等。由于和正解思路无关，略过。

2.3 70 分

dp。

状态 $f[i][bit]$ 表示最终融合串已经取了前 i 个，bit 是一个长度为 20 的 01 串的压位，第 j 位为 1 表示该串包含一个可能性是前 $i-j$ 位和前 j 位 T 串融合而成。

这样就可以得到进行 dp 了，每次枚举下一个位取 1 还是 0 即可完成转移。

但是转移的时候比较麻烦需要将 bit 拆开，所以我们使用预处理和位运算即可。

用 $g_s[i][k](k = 0/1)$ 表示一个长度为 20 的 01 串的压位。表示最终融合串已经取了前 i 个，压位的第 j 位为 1 第 j 位符合条件，且 S 的第 $i-j$ 位为 k。

同理，用 $g_t[i][k](k = 0/1)$ 表示一个长度为 20 的 01 串的压位。表示最终融合串已经取了前 i 个，压位的第第 j 位符合条件，且 T 的第 j 位为 k。

最终转移的时候的转移方程为 $f[i+1][(g_s[i+1][k]\&bit)|(g_t[i+1][k]\&(bit << 1))] += f[i][bit]$ 即可, 可以完成 $O(1)$ 转移。

时间复杂度 $O(70 \times 2^{20})$。

2.4 100 分

其实我们考虑上一个 dp 的第二维状态，其实这个第二维的有效状态并不满，由于是随机数据，其实第二维的有效状态非常的少。所以我们第二维压进 map 即可。最终测一下随机数

据，$5ms$，可以获得满分。

3 周队

前面的部分分大家自行讨论，做法很多，可以观察别的同学的程序。我们直接讨论正解附属做法。

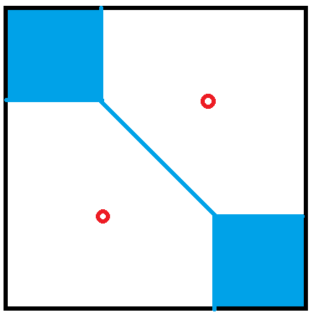
3.1 $m \leq 1000$ 部分的点

我们不妨可以考虑每两个恐怖袭击的点 $(x_1, y_1), (x_2, y_2)$ 能对那些位置产生降落点。

首先 $x_1 + y_1 + x_2 + y_2$ 必须为偶数，否则不会产生任何降落点。

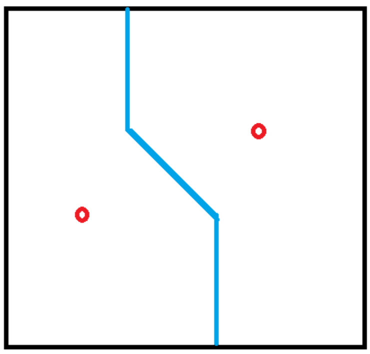
然后两个点能产生降落点的区域有以下两种情况。

(1).$(x_1, y_1) - (x_2, y_2)$ 形成了一条对角线。



有三块区域，两块矩阵区域，一条对角线（注意这个图转 $90°$ 也是一种）。

(2) 非对角线



有三块区域，两条直线，和一条对角线（注意这个图转 $90°$ 也是一种）。

我们可以枚举两个恐怖袭击的点，然后把对应的区域 $+1$。最终那些区域 > 0 的部分就为可以降落的点。

（1）矩阵区域可以采取二维差分 $b_{i,j} = a_{i,j} - a_{i-1,j} - a_{i,j-1} + a_{i-1,j-1}$，最终恢复原矩阵即可。

（2）直线区域也可以用矩阵区域写。

（3）两条对角线区域可以用两个对角线差分 $b^{lu}_{i,j} = a^{lu}_{i,j} - a^{lu}_{i-1,j-1}, b^{ru}_{i,j} = a^{ru}_{i,j} - a^{ru}_{i-1,j+1}$ 即

可。

这样就可以每次实现 $O(1)$ 修改，最终复原原矩阵即可。复杂度 $O(m^2+n^2)$。

3.2 100 分

当 $m \geq 2n-1$ 的时候，场上所有的点必然可以都降落。因为对于场上的某个点，除去自己以外，最近的距离为 1，最远的点距离为 $2n-2$，这样当存在至少 $2n-1$ 个点时，由于抽屉原理最终必然存在两个距离相同的点。

当 $m \leq 2n-1$ 的时候运用上面的做法即可。这样可以获得满分。