题目 蚂蚁

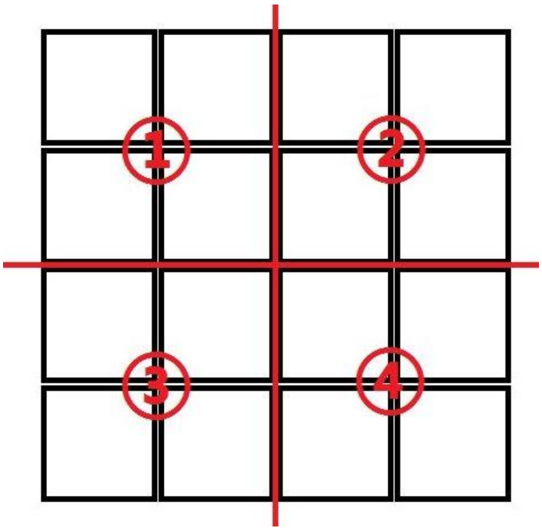
考虑每只蚂蚁较复杂，我们试着转换思想

看成蚂蚁碰头之后不回头，因为每个蚂蚁都是一样的。

设蚂蚁位置为 pi，最短时间=max(min(pi, l-pi))，最长时间=max(max(pi,l-pi))

题目 马农

穷举每个矩形的交点，每个交点会把整个区域划分成四块，如下图



① 区域对应④区域，③区域对应②区域。分别穷举每个区域里的矩形，注意矩形的一个顶点一定为交点。然后用哈希记录收益值，找出对应区域相等收益的个数（不写哈希也可以直接用 map）

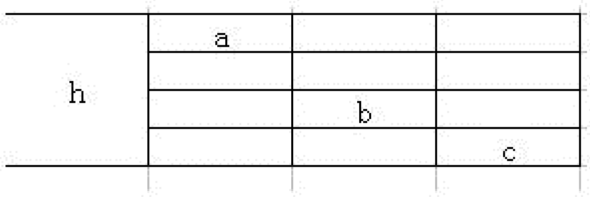
题目 单元格

题解：

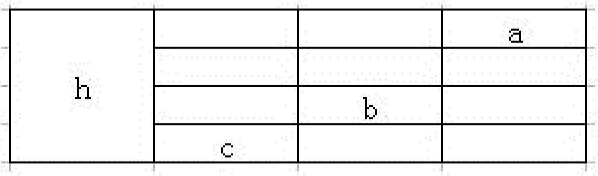
设 X = calc(maxT), 表示代价在【1,maxT】的“合法”方案数，设 Y=calc(mint-1)表示【1，minT-1】的“合法”方案数。那么我们的输出答案就是 X-Y。如何求 calc(T)呢？枚举选中的三个格子的高度差是 h，那么根据代价的定义，那么这三个被选中的格子的宽度差 w 一定不能超过(T-2*h)/2，当确定了高度差 h 后，由于三个单元格不能同行也不能同列

设 a,b,c 是三个被选中的单元格，那么形状有如下 6 大类：

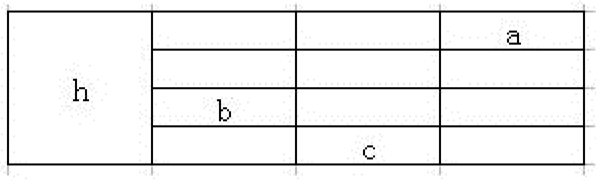
情况一：



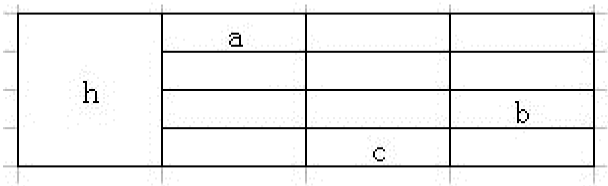
情况二：



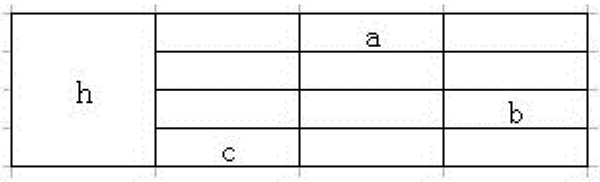
情况三：



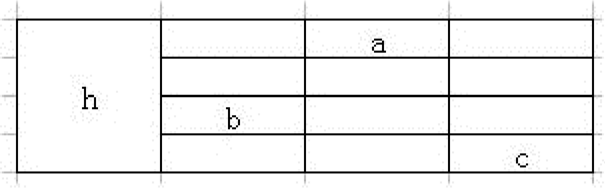
情况四：



情况五：



情况六：



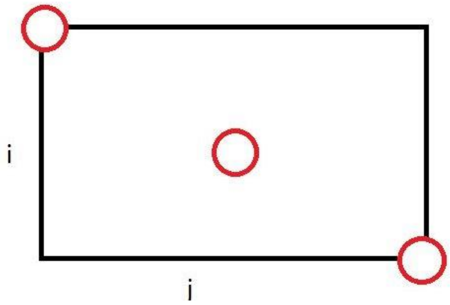
如果能求出上面的任意一类，其它情况则同理计算，而且这 6 大类的方案数是相等的。

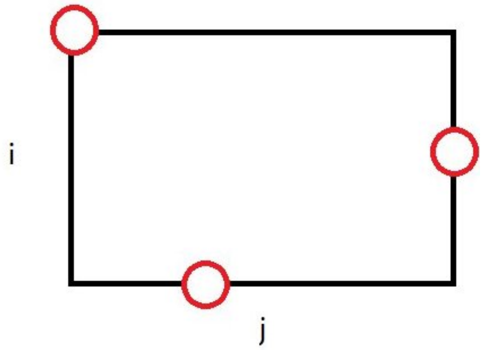
下面来分析“情况一”：

枚举的 h 是高度差，没必要枚举上边界和下遍界，因为只要高度差相同，那么合法方案数肯定就相同，算出高度差是 h 的方案数后，再乘以(r-h)即可。当 h 通过枚举确定后，w 的最大值也确定了，最简单的方法是枚举格子 a 和格子 c，然后统计格子 b 的可能性，但是这种枚举是低效的。我们不妨设格子 a 目前在第 1 列，由于 w 的最大值是确定的，那么 c 格子的列编号最大值是等于 w+1，最小值是 3。当 c 的列编号等于 1+w 时，格子 b 的选择有(h-1)w 种，当格子 c 的列编号等于 w 时，格子 b 的选择有(h-1)(w-1)种，格子 c 的列编号等于 w-1 时，格子 b 的选择有(h-1)(w-2)种….直到格子 a、b、c 是连续的三列，此时格子 b 的选择有(h-1)*1 种，于是当格子 a 的位置确定后，合法的方案数是：(h-1)（w + (w-1)+(w-2)+(w-3)+…1)。记 sum[w] = w + (w-1)+(w-2)+(w-3)+…1，这个部分和是可以预处理的。同理，当格子 a 的列编号等于 2 时，那么 c 格子所在列的最

大编号是 w+2，只要 w+2 不大于题目给出的列数，那么答案还是和之前算的相同，这样的话，可以直接用乘法算了，即 sum[w]*(c-w)。当然，会有一些边界需要特殊计算，请读者自行推理一遍。
时间复杂度是：O(r)。

其实上面六种情况，其本质只有两种





第一种，两个点在矩阵角上，第二种，一个在角上，两个在边上。

每一种的点的情况有(i−2)(j−2)(i−2)(j−2)种，第一大种有两种对角，第二大种有四小种（四个角）

每个矩阵在原图中有(R−i+1)(C−j+1)(R−i+1)(C−j+1)种

总共就是 6(i−2)(j−2)(R−i+1)(C−j+1)6(i−2)(j−2)(R−i+1)(C−j+1)

考虑费用。
我们可以发现，费用就是矩阵的周长-4
为什么减 4？因为是求差，两行两列求差，总共减 4
所以直接枚举 i,ji,j，用费用判断合法，直接累加答案

题目 围攻

这是一道数学题，可以用 DP 推导。设 f[i][0]表示进行到第 i 位，且第 i 位放士兵的总方案数；再设 f[i][1]表示表示进行到第 i 位，且第 i 位放战车的总方案数。那么根据题意，易得转移式如下：

f[i][0]=f[i-1][0]+f[i-1][1]

f[i][1]=f[i-1][0]

设第 i 位总方案数为 g[i]，所以整理得：

g[i]=f[i][0]+f[i][1]

=f[i-1][0]*2+f[i-1][1]

=g[i-1]+f[i-2][0]+f[i-2][1]

=g[i-1]+g[i-2]

所以长度为 i 的方案数就等于 长度为 i-1 的方案数 + 长度为 i-2 的方案数

于是推导就相当于斐波拉契数列！

可是 O(N)也只能过 70%的数据点，100%则矩阵乘法，O(log N)Ac

下面我画了个推演图：