D：

容易证明合法的解一定是将整个图分成N\*N个2\*2的网格，每个网格放一个骨牌，我们用骨牌所在的方向称代这个局部网格，例如：

DD

..表示上

可以发现“上”的上方一定还是“上”；“左”的左边一定还是“左”……可以发现这是合法的充分必要条件

同时一个合法的解可以和一条从左上到右下的路径+一条从右上到坐下的路径对应

预处理dp即可

时间复杂度O(N^2+M)

E：

考虑单次询问的做法：对每个点维护从它出发的答案为a\*fa+b，一种fa表示父亲的答案（先不计算），维护这个(a,b)组。一个点可以通过儿子的(a,b)求出它的(a,b)

同时可以维护(sa,sb)表示子树内的答案的和=sa\*fa+sb，这样只需要一个根节点的(sa,sb)标记即可

考虑快速合并，可以用类似线段树合并的方法或者树剖+启发式（多一个log）

时间复杂度O(Σ|S| log mod)

F：

首先考虑求出蓝树方案数的序列，序列的母函数为(a+b^0.5/)c的形式，考虑求出f(x)=g^0.5(x)的递推式，利用求导得到f’(x)g(x)=g’(x)，系数对应即可

求出f\_n后，考虑一个多项式h(x)=(x-f\_b1)...(x-f\_bn)，这个多项式的系数和h1,...,h\_n+1的系数是对应的，

证明：将a\_1h(f\_b1)+...+a\_nh(f\_bn)=0展开即可

利用分治fft快速求出这个多项式

时间复杂度O(Nlog^2N+max b\_i)