卡牌

首先发现$a_i \le d_i$因此如果i向它能打破防御的怪兽连边不会有环，并且图中a_i大的点的出边包含a_i小的点的出边

直接按a_i从小到大排序，贪心地每次i有能击破的j就攻击

推指针，记录当前$d_j < a_i$且d_j没有被其它怪兽攻击的j的数量即可

复杂度$O(nlogn)$

链

发现正着不太好做，需要记录当前所有连通块大小，考虑看成倒着加点。这样只需设计状态$f_{i,j}$，i为当前已经加入的点数，j为连通块个数。转移按点加在哪里和原有连通块间的边分情况讨论即可。

1.点加在两端或两个连通块间，与任何原有连通块间无边，$f_{i,j} \times (j+1) \rightarrow f_{i+1,j+1}$

2.点加在某一个连通块左端或右端，只与一个原有连通块间有边，$f_{i,j} \times 2j \rightarrow f_{i+1,j}$

3.点加在两个连通块间，与两个连通块间有边，$f_{i,j} \times (j-1) \rightarrow f_{i+1,j-1}$

用矩阵乘法实现，并且预处理转移矩阵的2^i次方，查询时每次用向量乘矩阵，复杂度$O(m^3logn+qm^2logn)$

同余

先考虑m为质数的情况

若$res=0$，则充要条件为任意一个$a_i=0$，方案数为$m^n-(m-1)^n$

若$res\neq 0$，则考虑在决策完$a_1\sim a_{n-1}$，所有$a_i\neq 0$的情况下，要使最终合法，合法的a_n有且仅有一个值，方案数为$(m-1)^{n-1}$

之后是$m=p^x$的情况

若$res=0$，则充要条件为所有a_i含p的次数和大于等于x。对于一个a_i在规定了恰好含y个p的情况下$(y<x)$方案数为$p^{x-y-1}*(p-1)$。发现p具体怎么分配不重要，只有总共几个有用，容斥用总方案数减去不合法方案数。方案数为$m^n-\sum\limits_{i=0}^{x-1}\binom{n+i-1}{i}\times p^{xn-n-i}\times(p-1)^n$

若$res\neq 0$，则设$res=r\times p^y$，r和p互质。分别考虑p^y和r（相当于a_i为两边考虑的值的乘积），对于p^y所有a_i含p次数和为y，对于r用a_n调整即可，这会使得a_n的方案变为原来的$\frac{1}{p^{x-y-1}\times(p-1)}$。方案数为$\binom{n+y-1}{y}\times p^{xn-n-x+1}\times(p-1)^{n-1}$

最后是m无特殊性质的情况，将m质因数分解为$\prod p_i^{x_i}$。因为CRT有唯一解，所以可以对$a_i mod p_i^{x_i}$分别考虑，将问题转化为一堆$m=p_i^x$的问题，方案数显然是i个问题的方案数求积

复杂度$O(\sqrt{m})$

题目来源：[ABC245Ex] Product Modulo 2

图

首先考虑如何判定一个图是否存在合法边集，每个连通块显然独立

若连通块内有奇数个点，因为这奇数个点度数和为偶数，所以必然不合法

若有偶数个点，拉出一颗生成树，按深度从深到浅决策。当前点若度数为奇数则断开和父节点的边，否则连上和父节点的边。除根外都直接合法，由于总度数和为偶数，除根外度数和为奇数，根必然也合法

所以图存在合法边集的充要条件为不存在点个数为奇数的连通块

发现答案显然不增，考虑按询问顺序从后往前求答案，每次在值域上推指针加边，删掉后一次询问时加的边，维护连通块，可能可以使用LCT

发现每条边在这个过程中只会在一个区间里出现，假设它是第l条边，在值域中在第r个询问时被推入，那它出现的区间就是$[l,r]$

使用线段树分治，从后往前查询的同时往线段树上挂点，由于当前查询在r位置，所以将边要挂的$[l,r]$拆成两个区间$[l,r-1]$和$[r,r]$即可。$[l,r-1]$不含r，所以不影响线段树上当前点的祖先，$[r,r]$直接在当前点加入，回溯时撤销

复杂度$O(mlogmlogn)$

题目来源：[CF603E] Pastoral Oddities