T1

发现题目的要求只和每个位置的奇偶性有关。并且题目答案可以看成$\sum(a_i\%2 \neq a_{i+1}\%2)$。

那么很容易想到$dp_{i,j,k,flag}$表示考虑了前i个位置，已经填了j个偶数，并且$\sum(a_i\%2 \neq a_{i+1}\%2)=k$。

枚举下一位填0还是1，如果是一个已经给出答案的位置则不用枚举。

注意到我们只是枚举了每个位置的奇偶，那么最后还要乘上奇数个数的阶乘以及偶数个数的阶乘。

时间复杂度$O(n^3)$。

T2

考虑如果确定哪些位置为0的时候的做法。

首先考虑判断是否合法，只要c_i不要求一定等于0的b_i，$\sum b_i \geq \sum a_i$即可。

考虑答案为$\sum |a_i - c_i|$，由于钦定了某些位置的$c_i = 0$，所以我们只考虑$c_i < a_i$部分的$a_i - c_i$。答案就是$a_i - c_i$的和的两倍。

那么对于$c_i = 0$的位置，对$a_i - c_i$的贡献为a_i。

对于$c_i \neq 0$的位置，$c_i < a_i$唯一的可能就是$b_i < a_i$，此时c_i取到b_i。贡献为$a_i - b_i$。

其他情况c_i一定大于等于a_i。

考虑dp。$f_{i,j,k}$表示考虑前i个，目前选择了j个$c_i = 0$，目前$c_i \neq 0$的b_i之和为k。

枚举第i个选还是不选即可。

时间复杂度$O(n^3v)$。

T3

操作可以看成行列独立，先选择Q个行$+1$，再Q个列$+1$。

发现只要考虑最后有几个行是奇数，几个列是奇数即可。

假设有a个行奇数，b个列奇数，那么有$a \times (m-b) + b \times (n-a)$个格子为奇数。

接下来只考虑行，列同理。

假定第i行操作次数为x_i，那么总操作次数为$\frac{Q!}{x_1!x_2!..x_n!}$。

考虑生成函数，钦定第i行奇偶。

如果第i行为奇数，那么生成函数为$\frac{e^x+e^{-x}}{2}$。否则生成函数为$\frac{e^x-e^{-x}}{2}$。

由于每个行的生成函数都是相同的，那么枚举有i个行为奇数，前面乘上$\binom{n}{i}$即可。

也就是要计算$(\frac{e^x+e^{-x}}{2})^i(\frac{e^x-e^{-x}}{2})^{n-i}$。

乘积一定是$\sum a_ie^{ix}$形式，也就是只要把系数求出即可。

计算出$i=0$的情况后，相当于每次乘上一个两项的多项式，再除去一个两项的多项式，这可以在$O(n)$的复杂度内解决。

时间复杂度$O(n^2)$。

T4

$K=1$就是一个一般图最大匹配。

考虑$K\geq 2$。$L^2(G)$的图中的每一个点对应着原图的两个有公共点的边。两个点之间有边当且仅当有一条共同的边。

那显然答案小于等于$m/2$，也就是$|L(G)|/2$。

最大独立集相当于每次选两个边，如果有两个边有共同点的一个匹配。

考虑这个图的一个dfs生成树，每个边在返祖边的时候讨论。

如果有奇数个，那么两两匹配后剩下的边把连到父亲的边匹配。

如果是偶数个，那么两两匹配即可。

所以答案可以取到$m/2$。

下面考虑计算$|L^k(G)|$，$k \le 6$。

$k=1$，m。

$k=2$，$\sum \binom{d_i}{2}$。

$k=3$，$\sum_{(i,j)\in E} \binom{d_i+d_j-2}{2}$

$k=4$，$\sum_{(i,j)\in E,(i,k)\in E} \binom{2d_i+d_j+d_k-6}{2}$，预处理$f_i=\sum_{(i,j)\in E} d_i+d_j, g_i=\sum_{(i,j)\in E}(d_i+d_j)^2$后可以$O(m)$计算。

$k=5$，暴力建出新图即可。

$k=6$，考虑到我们只需要知道$L^2(G)$的每一个f,g，我们可以通过枚举那条共同的边来计算d,f,g。

时间复杂度$O(m^2)$。