T1

对于20%的数据，直接暴力即可。

对于$m=1$，枚举i,j，然后直接$O(1)$算即可。

对于$l_i,r_i\le 2\times 10^5$，直接ntt即可。

考虑正解。

枚举i,j,考虑他们的贡献。

可以发现是可以拆成两个区间加等差数列的形式。

那么差分两次，就是单点加。

最后在前缀和变回去即可。

T2

直接人脑计算可能可以算出来前30%。

考虑一般图上的随机游走，可以列出方程高斯消元，复杂度$O(n^3)$

考虑改变顺序，从n消元到1。

那么当消元到x,他的子孙全部被消元结束。

只需要消元他父亲和他父亲的父亲。

这样就是$O(n^2)$的。

当然还有$O(n)$的做法。

T3

考虑如何求解。

首先我们设答案为d。设$S=\sum_{i=1}^m w_i$

考虑每次随机到i，先手比后手期望多$Max(i-d,d-i)$

也就是说$\sum_{i=1}^m |i-d|\times w_i=S\times d$。我们要解这个方程。

那么枚举d的整数部分，就可以通过$w_i=y=1$和$m,Q\le 3000$的部分分。

我们设$f(d)=\sum_{i=1}^m |i-d|\times k_i-S\times d$，也就是我们要求$f(d)=0$的$d$。

首先我们有f是一个单调递减函数。

考虑d增大时，前半部分的增加量比后半部分小。

所以f是一个递减函数。

那就可以二分求解

我们首先求出d的整数部分k，这样可以把绝对值都去掉。

我们可以二分求解，找到一个$f(k)\ge 0,f(k+1)<0$。

我们把$f(k)$展开。

设$S'=\sum_{i=1}^m k_i\times i$,$g_i=\sum_{j=1}^i k_j\times j$，$f_i=\sum_{j=1}^i k_j$

$f(k)=f_k\times k-g_k+S'-g_k+f_k\times k-S\times k$

$=(2f_k-2S)\times k+(S'-2g_k)$

这样我们用线段树维护f,g，就可以二分。

二分完后解一元一次方程即可。

时间复杂度$O(Qlog^2 m)$。

（事实上可以通过所有测试点

考虑到f为单调函数，所以我们只要找最大的$d,f(d) \geq 0$即可

那么在线段树上维护一下右端点的值即可。

时间复杂度$O(Qlogm)$。