T1

对于30%的数据，暴力模拟即可。

发现到a_i和x一共只有十种不同的数，也就是说砝码的出现情况只有$2^{10}=1024$种。

那么可以预处理对于这1024种方法，每一种重量能不能称出来。复杂度是$O(2^{10}\times m)$。

那么对于50%的数据，直接暴力维护每一个位置的砝码是什么即可。

对于100%的数据，用线段树维护区间覆盖，区间中有哪些数即可。因为只有10个数，所以用一个int存储即可。

复杂度$O(2^{10}\times m+nlogn)$

T2

显然L_1到L_n中最大值要等于L_{n+1}到L_{n+m}。

可以发现如果L_1到L_n最大值等于L_{n+1}到L_{n+m}的最大值，那么一定合法。

你可以把最大值的列和最大值的行相交的位置填最大值，然后那一行和一列的其他数用来满足其他行列的要求，并且其他位置填1。

那么可以枚举最大值计算答案。

$ans = \sum_{i=1}^{k}(i^n-(i-1)^n)(i^m-(i-1)^m)$

那么暴力就是$O(klogn)$的。

可以发现如果把i换成x,那么就是一个$n+m$次的多项式。也就是整个和式是关于k的$n+m+1$次多项式。

算出前$n+m+2$项后。拉格朗日插值即可。

复杂度$O(klogn)$。

T3

可以看成是一颗树，每条边选择一个颜色，让相邻边不同的最多。

可以发现如果一条边有三种颜色，那么这条边一定可以选出一种颜色使得于另外两边颜色都不相同，所以可以看成只有一种以前没有出现过的颜色。

那么考虑倍增。

记录$f_{i,j,0/1,0/1}$表示从i往上跳2^j步，最前面和后面的两条边分别是第一种颜色还是第二种颜色。

预处理后倍增转移即可。

时间复杂度$O(nlogn\times 2^4)$。

T4

对于30%的数据，另$dp_{i,j}$表示以i为根的树，$A_i = j$的权值最大和。直接转移即可。

$dp_{i,j} = \sum_{v \in son_i} max_{k \le w-j} dp_{i,k}$

可以归纳证明：dp_i是一个分段一次凸函数：

对于叶子节点显然。

考虑$max_{k \le w-j} dp_{i,k}$这个函数，可以看成把差分数组翻转，然后把前缀负数改成0，最后取反。所以还是分段一次凸函数。

考虑两个凸函数相加还是凸函数，分段点个数为两个函数分段点个数之和。

所以dp_i是一个分段一次凸函数。

维护一个数据结构，支持启发式合并，翻转，前缀≤ 0改成0即可。

复杂度$O(nlog^2 n)$。