Problem F,G,A：

略

Problem K：

把所有数按对 4 取模的结果分类。先把 0 用完之后，能用 1 就用 1，否则能用 3 就用 3，否则能用 2 就用 2。如果以上方法没能用完所有数，则无解。时间复杂度为 $\Theta(n)$。

证明可以考虑一个 4 个点的环，对应当前所有数的和对 4 取模的结果，不能停留在余 1 的位置上，1 和 3 分别是往顺时针逆时针方向移动一步，2 是移动到对面，想要跳过余 1 的位置只能用 2。由于所有数之和模 4 余零，最后若只剩 2 则一定可以用完。

Problem C:

题中条件等价于找到最多的连续区间使得每个位置被覆盖的次数不超过 k。双指针 + 线段树即可。时间复杂度为 $\Theta(n \log n)$。

Problem H:

显然应该第一种操作越晚使用越优。先从后往前对于每个位置算出最晚使用一操作的位置，这是一个后缀 min 的形式，然后从前往后模拟，若无法使用二操作拖到使用一操作的最晚时间，则直接使用一操作，否则等到最晚时间再使用一操作。时间复杂度为 $\Theta(n)$。

Problem B:

对于一次询问，若 u 没有直接战胜 v，则 u 没有 1-间接战胜 v 的概率为 $(\frac{3}{4})^{n-2}$。在 n 大时，这个概率几乎为 0，因此若答案不是 0，直接输出 1 即可，时间复杂度为 $\Theta(n^2+q)$。在 n 小时，可以使用 floyd 暴力，时间复杂度为 $\Theta(n^3+q)$。

Problem D:

题目中定义的两点距离即为图的最小生成树上两点间简单路径上所有边的边权最大值。从小到达枚举两张图最小生成树上所有边，每次将这条边两端点所在连通块相连，在连完每种权值的边后，两张图的连通块的点集的集合都应完全相同，可以使用哈希判断。认为 n, m 同阶，时间复杂度为 $\Theta(n \log n)$。

Problem E:

考虑只有两种颜色如何计算，对于四个点，其编号分别为 i, j, k, l，若 $i < j < k < l$，且 i, k 同色，j, l 同色，i, j 异色，则这些点构成的两条线段相交，贡献为 $a_i \cdot a_j \cdot a_k \cdot a_l$。先对于每种颜色算出前缀和、后缀和，对于每个 j，容易用前缀和计算合法的 i, j 的积之和，接下来从小到大枚举 k，a_k 的值乘前缀所有合法 i, j 的积之和，再乘后缀所有合法的 l 之和，即可得到当前 k 对答案的总贡献。

对于每两种颜色执行以上算法即可，时间复杂度为 $\Theta(nk)$。

Problem I：

将正方形旋转，使得两相邻边分别与两坐标轴平行，将旋转后的加速度分解到 x 与 y 方向上，两方向速度分量独立，相当于在这两个方向上分别做自由落体，接下来容易计算。时间复杂度为 $\Theta(1)$。

Problem M：

枚举秒数 i，考虑如何计算第 i 秒到第 $i+1$ 秒对答案的贡献。设到第 i 秒为止，一共因为技能加速了 j，还没结束的技能每秒总加速是 k，那么贡献为

$$\min(\max((v2 - v1 - (k + a0) \times i - j)/(k + a0), 0), 1)$$

可以用 dp 预处理出每对 i, j 和 i, k 出现的概率，接下来枚举 i, j, k 计算贡献，而要使贡献非 0，k 显然不会超过 $(v2 - v1 - j)/i - a0$，这是常见的调和级数复杂度。认为 $n, v2$ 同阶，时间复杂度为 $\Theta(n^2 \log n)$。

Problem L：

做法一：如果有一对 u, v 满足 u 所在的所有点集中都有 v，则说明在树中 u 可以是一个连接了 v 的叶子结点，连接 u, v，并在所有点集中删去 u，接着删除所有大小为 1 的点集。重复以上操作直到所有点集被删除，若找不到这样的 u, v 则无解。

做法二：对于每对 u, v，设有一条连接 u, v 的无向边，其权值为同时包含 u, v 的点集数量。对得到的图求最小生成树，判断其是否满足每个点集的限制，若其满足限制则存在，否则不存在。

Problem J：
建议投降。