T1 舞蹈机器人（dance）

最简单的方法是找规律。对于机器人的移动而言，因为第二次移动的方向必须是在第一次的基础上进行旋转，所以对于整个机器人的移动过程而言，每两次移动就相当于是在正方形的对角线上移动了一次（即斜着走了一步）。那么，当 n 为偶数时，经过模拟可以发现，最终能够到达的所有点构成了边长为 $n/2+1$ 的正方形，即答案就为 $(n/2+1)^2$。对于奇数点而言，最终得到的图形就是两个长为 $n/2+2$，宽为 $n/2+1$ 的长方形，因此答案就为 $2\times(n/2+1)\times(n/2+2)$。

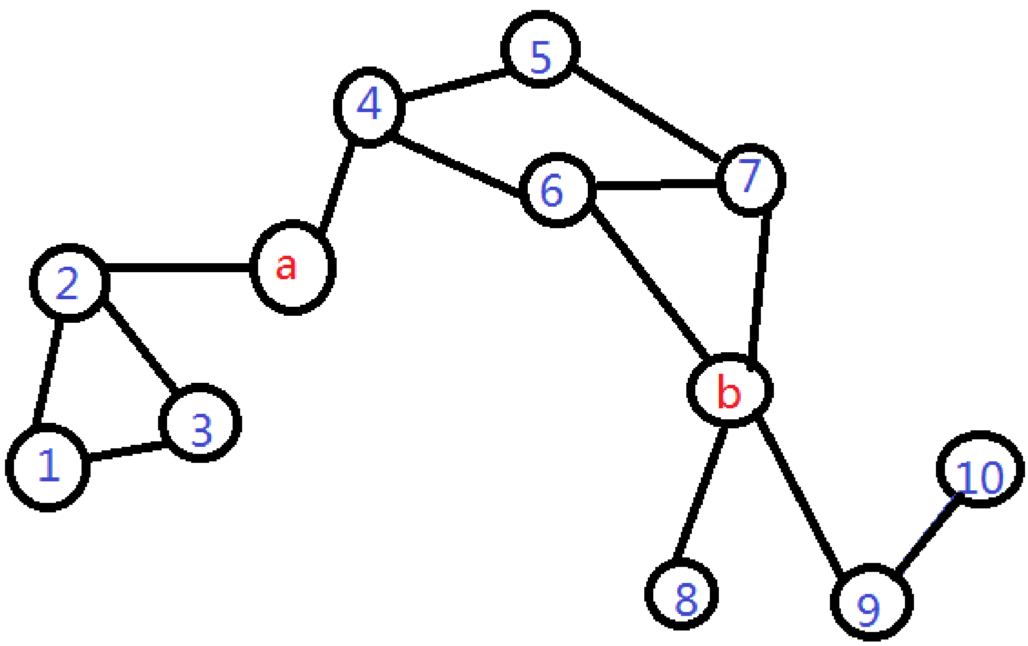
T2 狗是啥呀（dog）

对于这个问题而言，假设我们要用最少的次数去击败它，有这样几种情况，讨论由易到难：

- 一个武器使用一次直接砍掉所有的头，直接输出 1。
- 这种生物永远杀不死，即所有武器能砍掉头的数量都小于等于生长出来的数量，此时，若不能使用一次武器砍掉所有的头，则输出 -1。
- 考虑完以上两种情况，我们有一个一般性的流程。先使用若干次武器砍头再长头，最后一次砍掉之后直接击败这种生物。有点类似于蜗牛爬葡萄树的过程。从贪心的角度来看，最后一次所选择的武器应该满足 d_i 最大。对于前期砍头再长头的过程，我们则应该选择这样使用一次武器后头减少最多的一种，即 d_i-h_i 最大的。最后的答案即为先使用若干次 $\max(d_i-h_i)$ 对应的武器再使用一次 $\max(d_i)$ 对应的武器所得到的结果。

T3 枢纽（junction）

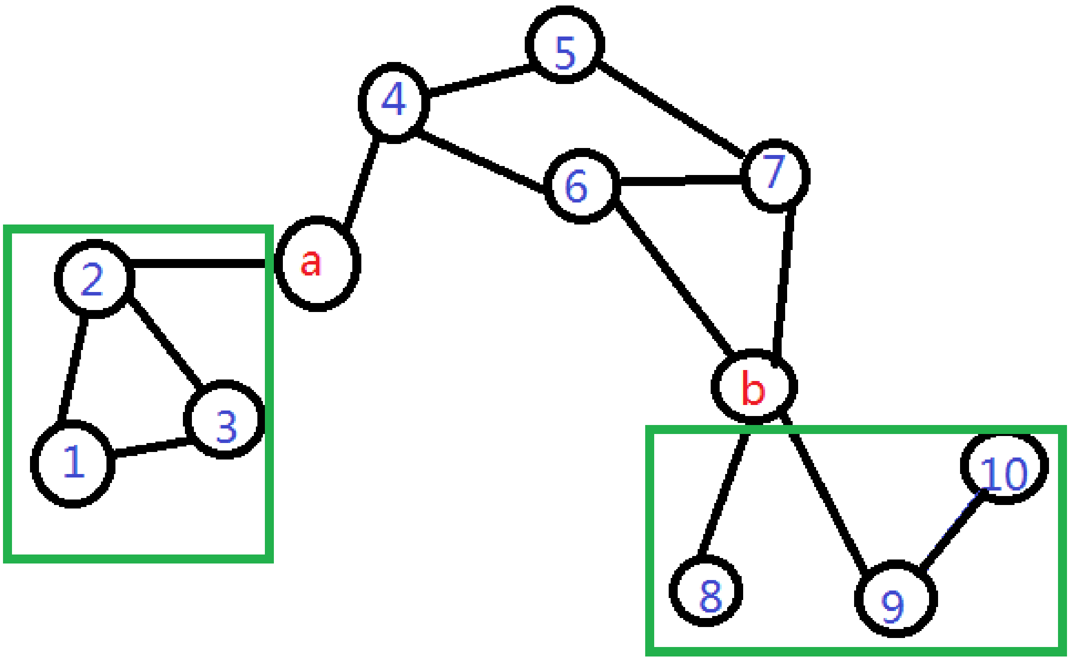
我们先给一个图。



由图可知有 $(1,8),(1,9),(1,10),(2,8),(2,9),(2,10),(3,8),(3,9),(3,10)$ 这几对点满足题意要求。

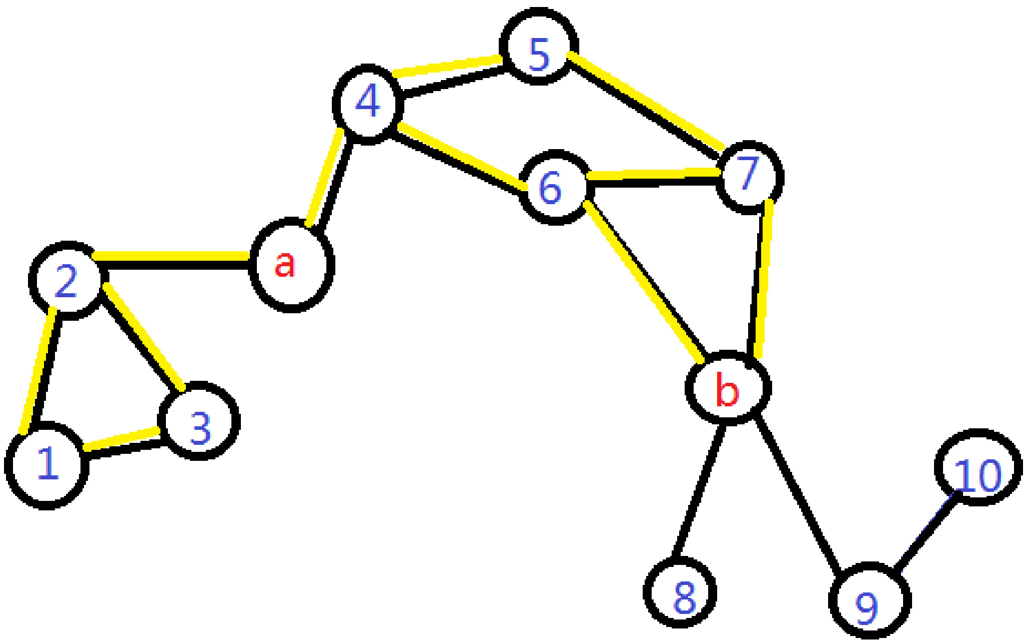
通过观察可以发现 a 与 b 之间的节点所通向的路径，无论是通向 a 的左边，还是通向 b 的右边，都不会包含 a 或 b。

假设以节点序号较小为起点，较大为终点，我们可以得到：以 a 左边的节点为起点，以 b 右边的节点为终点，所构成的路径一定包含 a 与 b。



显然，一个节点把图分为两边，那么图的左边除了经过该节点，没有可以不经过该节点而到达图的右边的路径。也就是，这个节点无可避免地经过 a 和 b，无法绕路。而最后 (u, v) 的数量，就是 a 左边的节点数量 $\times$ b 右边的节点数量。

考虑搜索。我们先假定起点为 a，终点为 b。从 a 出发开始搜，到 b 为止，没有搜到的点就是 b 右边的点。（参见下图）



黄线为以 a 为起点会搜到的路径，只要给搜到的点打上标记，就可以知道 b 右边点的数量。同理，我们以 b 为起点，也可以搜出 a 左边的点。两边的答案相乘，就可以得到题目的答案。

那么如何实现呢？

- 设一个记录访问的数组 fl。
- 给终点（a 或 b）先打上标记，搜到那里时就停。

- 只要碰到没有搜过的，就继续搜下去。因为终点已经打上标记的，而且是联通图，所以没搜到的点就一定是 a 左边或 b 右边。

这样，我们很容易使用 `bfs` 或 `dfs` 解决此题。

T4 魔法药水（potion）

选取 s 个材料，不难想到如果想有解，就需要选取的 s 个材料魔力之和 sum 满足以下条件

$$m = sum \bmod s$$

若想要达到 m 的时间尽可能短，那么在固定 s 的情况下，若有多种方案能够满足条件，一定是 sum 越大越好，这样时间时最短的。因此，我们枚举每一个 s，在 s 固定的情况下，定义 $f_{i,j,k}$ 来进行 `dp`，其中：

i 表示现在考虑在前 i 种材料中选择，j 表示已选材料的数量，k 表示余数，f 中记录最大的 sum 值。

即 $f_{i,j,k}$ 表示前 i 个材料中选择 j 个材料，使得选择的材料的魔力之和 sum 取余数量 s 的值为 k 的最大的 sum 值。

转移方程如下：

$$f_{i,j,k} = \max(f_{i-1,j,k}, f_{i-1,j-1,(k+s-a_i\%s)\%s} + a_i)$$

值得注意的是：$\max$ 中第二项转移的前提是 $f_{i-1,j-1,(k+s-a_i\%s)\%s}$ 可行，所以初始赋值时要注意。

最后答案统计就是

$$\min_{1\le s\le n}(m - f_{n,s,m\%s})/s$$

时间复杂度 $O(n^4)$。