A

考虑最多40个数，一共有2^{40}种可能性，直接暴力搜索，肯定超时。

我们可以先算出前面20个数所有可能的结果，是1e6这个级别，同理剩下20个数的所有可能也是1e6这个级别。

判断是否和为k，只需要枚举前20个数的每一种情况a_i，判断后面是否存在k-a_i即可。先排好序，再二分判断。

B

令$dp[i][j]$ 表示英雄还有i只箭，怪物还有j点血时，英雄获胜的概率。

有递推式$dp[i][j] = (dp[-2i][j-1] + dp[i-1][j-1])/2$，注意边界情况。

C

求凸包的裸题，具体解法就不啰嗦了，百度凸包求解即可。

D

考虑最一开始的情况：每位议员都独自属于一个党派，我们用独立的节点分别代表他们。当两位议员成功谈判后，他们两人成为了同一党派，这时候可以添加一个节点使得两位议员的节点是它的左右孩子。不难发现，议员们进行谈判并合并党派的过程就是将两棵二叉树合并的过程：新建一个根节点，然后使得两位议员分别所属的二叉树成为这个新的根节点的左右孩子。

最终我们可以得到一个二叉树森林，森林中每一棵树的叶子节点都代变一位议员，而非叶子节点都对应一次合并党派的事件。于是两个叶子节点的最近公共祖先（LCA）就对应了这两位议员成为了同一阵营的事件。

同时还需要考虑到一次谈判中的两名议员可能已经属于同一阵营，此时不应该进行任何操作，我们可以用并查集来做这个判断。

E

令$dp[i][j]$表示当前子树的根节点为i时，子树中被选中的边到i的最近距离不小于j时，这棵子树中的边集权重之和最大值。注意此状态的含义被选中的边到节点i的最近距离可以超过j，但是不能小于j。

令节点0为树的根节点，则$dp[0][0]$即为答案。

考虑该动态规划的转移方程。若要计算$dp[i][j]$，则我们需要先知道i的每一个孩子的答案。对于节点i的每一个孩子l，当j>0时，我们选择$dp[l][j-1]$，即节点k的子树中被选中的边到节点l的最近距离不小于j-1的情况，因为l是i的孩子，因此该情况下到节点i的最近距离不小于j。接下来对于节点i的其它孩子，既要保证这些子树中被选中的边的到节点i的距离不小于k，也要保证它们距离节点l的子树中被选中的边也不小于k。而当j=0时，我们对转移方程做特殊处理即可。

这样的动态规划转移会达到$O(n^3)$的时间复杂度，但是通过前缀和可以容易地优化到$O(n^2)$。

同时我们还要注意，$dp[i][j]$的情况是包含了所有j<j'的$dp[i][j']$的情况的。事实上我们刚刚的求解过程可能会漏掉一些最优解（比如$dp[l][j-1]$的情况下被选中的边到节点l的最近距离实际上大于j-1，那么其它孩子的约束条件就需要被放松，但我们无法判断这种情况的出现，我们只能为它们选择k-j-1的距离），然而可以证明真正的最优解一定会被某一个j<j'的$dp[i][j']$所计算到。因此我们还需要一个额外的类似前缀和的转移。

F

签到题，枚举两个点，确定第三个点，很容易确定第三个点的个数，最后输出的答案注意去重。最后答案是$n(n+1)(2n+1)/6$

G

区间dp,$dp[i][j]$表示区间$[i,i+j-1]$最短可以缩短到多少。
$can[i][j]$表示区间$[i,i+j-1]$是否可以合并为一个数字，如果可以则为1否则为inf,
这个可以预处理出来。那可以写出状态转移方程：
$dp[i][j]=mindp[i][k]+can[i+k][j-k]$
最后答案为$dp[1][n]$,时间复杂度为O（n^3）。

H

先考虑对角线下的路径，这种路径都是从$(0,0)$出发经过$(1,0)$以及$(n,n-1)$到达(n,n).故任意一条路径都可以看做是从（1，0）到（$n,n-1$）的不接触对角线的路径。从（1，0）到（$n,n-1$）的路径数为C_{2n-2}^{n-1},其中任意一条接触对角线的路径，都可以将他从最后离开对角线的点到（1，0）之间的部分关于对角线的一个反射，就得到了一条从（0，1）出发到达（$n,n-1$）的路径，这个反射达到了一一映射的效果。从（0，1）到（$n,n-1$）的路径数量为C_{2n-2}^{n}对应于接触对角线的路径数量。所以总的路径数为$C_{2n-2}^{n-1}-C_{2n-2}^{n}$=$C_{2n-2}^{n-1}/n$。再由对称性，上述答案还需要乘2。最后输出的答案用卢卡斯定理处理一下。