Solution

pay

20%

因为c比较小，所以我们可以直接暴力枚举x，然后看$(c-ax)/b$是否为整数即可，总的复杂度为$O(Tc)$。

另外40%

因为T太大了，我们不能枚举。

先用扩展欧几里得算出满足：

$$ax_0+by_0=c$$

的x_0,y_0，然后解的通式是：

$$x=x_0+k\frac{b}{d}$$
$$y=y_0-k\frac{a}{d}$$

我们想要的解是所有的非负解，所以对k是有限制的，解下面的方程：

$$x_0+k\frac{b}{d}\geq 0$$
$$y_0-k\frac{a}{d}\geq 0$$

我们可以得到k的范围：

$$\lceil\frac{-x_0}{b/d}\rceil\leq k\leq\lfloor\frac{y_0}{a/d}\rfloor$$

注意，这里的取整符号中间的式子可能出现负数，所以我们需要用：

$$\lceil x \rceil + \lfloor -x \rfloor = 0 \quad (\forall x \in R)$$

这个取整的性质将对负数取整转变为对正数取整（主要原因是计算机只方便直接做正数除正数向下取整这种）。

把k的上界和下界求出来后就可以直接得到要求的A。

另外40%

要求还要求B，列一个求和式子就行了：

$$\sum_k x_0 + y_0 + k(\frac{b}{d} - \frac{a}{d})$$

这是一个等差数列求和。

sumcomb

30%

先把组合数预处理出来，然后每次暴力加，复杂度：$O(Tn)$

100%

我们发现，在组合数那张表里，$C(n,m) = C(n-1,m-1) + C(n-1,m)$，即某个位置的值等于它左上角的值加上它上面的值。

然后：

$$\begin{gathered} C(m,m) + C(m+1,m) + C(m+2,m) + \cdots + C(n,m) \\ = C(m+1,m+1) + C(m+1,m) + C(m+2,m) + \cdots + C(n,m) \\ = C(m+2,m+1) + C(m+2,m) + \cdots + C(n,m) \\ \cdots \\ = C(n+1,m+1) \end{gathered}$$

向左上方看同理也用这个公式推即可，可以得到：

$$C(n,m) + C(n-1,m-1) + \cdots + C(n-m,0) = C(n+1,m)$$

复杂度$O(T+n)$

kor

10%

枚举组合，暴力check

30%

考虑动态规划：$dp[i][j][s]$表示前i个数，选了j个OR起来后值是s的方案数，$O(1)$转移。

复杂度：$O(Tn^2s)$

50%和100%

考虑容斥，总的思想和以前那道kand一样，只是这里把以前的and变成了or。可自行参考kand那篇的题解，再自己推一推怎么把and变成处理or的情况。

小思考：如果不是选k个而是选一个子集（即把k=1,2,...,n的所有答案加起来的结果），那么怎么做？

提示：只需要修改中间的一小步。