20pts:

先考虑n为偶数的情况，并令$m=\frac{n}{2}$。

限制就是

$a_1>0$

$a_1+a_2-a_n>0$

$a_1+a_2+a_3-a_{n-1}-a_n>0$
...

因为a_2-a_n，a_3-a_{n-1}等都是负数或0，所以左边会越来越小，只需满足最紧的限制即可。

因为有一个a_{m+1}不在不等式中，所以先枚举它的值，假设为x。

将x和前面的m个数作差，要满足差不递减且每个差$\in[0,x)$的条件。

同理，将后面的$m-1$个数和x作差，要满足差不递减且每个差$\in[0,n-x]$的条件。

此外还要满足不等式限制，即x与前m个数的差+后$m-1$个数与x的差$<x$。

前半部分设$f_{i,j}$表示确定了i个数，总和为j的方案数。

如果从小到大枚举差，复杂度$O(n^3)$，但是这样显然有很多冗余的转移，比如转移到某个i'，j'，后面无论怎么填都会出现当$i'=m$时j超过n的情况。

而倒着枚举差就可以避免，因为$f_{i,j}->f_{i+1,j+k}$时，一定满足$j\geq i*k$，即$i*k\leq n$且$j\leq n$，所以复杂度是$O(n^2lnn)$，实际上达不到。

（当然，顺着枚举并手动判上界理论上也可行，两种做法本质一样）

后半部分如果也这么做会错，因为在枚举答案时差的总和$<x$只满足了左边的差的范围限制，而右边的差的限制是$n-x$，无法满足。

考虑另一种计数方法，因为m固定了，所以记不记确定了几个数都没关系，确定后面的差相当于每次选一个不超过$m-1$的后缀并整体$+1$，只要限制后缀的个数就可以限制差的范围。

因此设$g_{i,j}$表示选了i个后缀（即$a_{n-x}=i$），总和为j的方案数。

转移、复杂度分析和f类似。

最后合并两边即可。

对于n为奇数的情况，只需把第$m+1$个数看做偶数情况中的第$m+1$个数，转换成偶数情况中m和$m+1$重叠的情况，即偶数中为$f_{\lceil\frac{n}{2}\rceil,i}$，奇数中变成$f_{\lceil\frac{n}{2}\rceil-1,i}$，因为枚举的$x$和第$\lceil\frac{n}{2}\rceil-1$个$a$重叠，所以这个差显然为0。

50pts:

上面的dp是没有前途的，考虑另一种dp。

将a差分成b，并令$b_0=1$，$b_i\geq 0$，就可以去除单调限制，然后根据上文提到的最紧限制列出式子，将a表示成b，令$m=\lfloor\frac{n}{2}\rfloor+1$，合并同类项可以得到$\sum_{i=1}^{m}(i-2)b_i+\sum_{i=m+1}^{n}(n-i+1)b_i\leq 0$。

在原题中，$\sum_{i=1}^{n}b_i\leq n-1$和$\sum_{i=1}^{m}(i-2)b_i+\sum_{i=m+1}^{n}(n-i+1)b_i\leq 0$两个条件都要满足，但如果直接记两个和会很慢，考虑确定了b_2~b_n后b_1的取值范围。

令上式中的$i-2$和$n-i+1$为c_i。

令$S=\sum_{i=2}^{n}(c_i+1)b_i$，$T=\sum_{i=2}^{n}b_i$。

显然$0\le S-T\le b_1\le n-1-T$。

所以b_1的取值范围就是0~$n-1-S$，即有$n-S$种取值。

只需对2~n做一个背包，然后求$\sum_{S=0}^{n}(n-S)f_S$即可。

时间复杂度$O(n^2)$，而且远远跑不满。

100pts:

上面的dp和上面的上面的dp是没有前途的，考虑生成函数。

先考虑n为偶数的情况。

令$m=\frac{n}{2}$，根据上一个做法可以显然地写出f的生成函数$F(x)=\frac{1}{(1-x)[(1-x^2)...(1-x^m)]^2}$。

答案显然是$[x^n]\frac{xF(x)}{(1-x)^2}$。

（以下的...表示无穷多项）

于是上式$=[x^n]\frac{1}{(1-x)[(1-x)...(1-x^m)]^2}=[x^n]\frac{[(1-x^{m+1})...]^2}{(1-x)[(1-x)...]^2}$。
由于$(m+1)*2>n$，所以在模意义下$(1-x^{m+k})^2=1-2x^{m+k}$，
于是上式$=[x^n]\frac{[(1-2x^{m+1})(1-2x^{m+2})...]^2}{(1-x)[(1-x)...]^2}$。

由于$m+k_1+m+k_2>n$，所以在模意义下$(1-2x^{m+k_1})(1-2x^{m+k_2})=1-2x^{m+k_1}-2x^{m+k_2}$，
于是上式$=[x^n]\frac{[1-2x^{m+1}-2x^{m+2}-...]}{(1-x)}*[\frac{1}{(1-x)...}]^2$。

左半部分相当于前缀和，可以$O(n)$计算，令其为D。

右半部分令$G=(1-x)...$，

然后由五边形数定理可知，由于G中有无穷项，所以G中前n项只有$O(\sqrt{n})$个非零项，而且它们的次数是有规律的，形如$\frac{i(3i\pm1)}{2}$，即广义五边形数。

具体证明可以上网找，这里不再赘述。

现在问题变成了求$D*G^{-1}*G^{-1}$。

一种无脑做法就是用MTT实现求逆+多项式乘法，复杂度$O(n\log_2 n)$，但代码复杂度和常数巨大，不具有实际意义。

考虑另一种做法。

上述问题等价于求$A*B^{-1}$。

若b_0可逆，则令$C=A*B^{-1}$。

首先确定C的零次项，然后对于$i\ge1$显然有$c_i=\frac{(a_i-\sum_{j>0}c_jb_{i-j})}{b_0}$。

注意到G只有$O(\sqrt{n})$个位置有值，所以计算一个c_i的复杂度是$O(\sqrt{n})$，总复杂度$O(n\sqrt{n})$，n为奇数的做法类似，这里不再赘述。

虽然这个做法的理论复杂度不如MTT优，但是常数和码量极其优秀。