跳马：

不妨假设 x>=y>=0。

当 x<=2y 时，定义每一步的冗余值 wi=3-dx-dy，那么 sigma(wi)=sigma(2-dx)=3*步数-x-y，显然我们只需要最小化冗余值。我们先只用(+2,+1)(若 x 为奇数则加一步(+1,+2))走到(x,y′)，然后通过将(+2,+1)替换为 2 个(+1,+2)使得 0<=y-y′<3。

若 y-y′=0，则冗余值为 0，显然最小。

若 y-y′=1，则将(+1,+2)替换为(+2,+1)和(-1,+2)或将 2 个(+2,+1)替换为(+1,+2),(+1,+2),(+2,-1)，冗余值为 2，显然最小。（此处需要特判(2,2)）

若 y-y′=2，则加上(+2,+1)和(-2,+1)，冗余值为 4，由于不存在冗余值为 1 的步，所以最小。

当 x>2y 时，定义每一步的冗余值 wi=2-dx，那么 sigma(wi)=sigma(2-dx)=2*步数-x，显然我们只需要最小化冗余值。我们先只使用(+2,+1)走到(2y,y)，然后用(+2,+1)和(+2,-1)走到(x′,y)使得 0<=x-x′<4。

若 x-x′=0 则冗余值为 0，显然最小。

若 x-x′=1 则将之前的(+2,+1)改为(+1,+2)和(+2,-1)，

冗余值为 1，显然最小。（此处需要特判(1,0)）

若 x-x′=2 则加上(+1,+2)和(+1,-2)，冗余值为 2，由 x/2+y 的奇偶性可知最小。

若 x-x′=3 则加上(+2,+1),(+2,+1),(-1,-2)，冗余值为 3，由 x/2+y 的奇偶性可知最小。

时间复杂度 O(t)

绝对值：

设 f(i,x)表示|前 i 个变量的和-x|的期望，显然这是一个分段多项式函数，每一段可以通过对 f(i-1)积分得到。f(i)的段点为 f(i-1)的段点减去 li 或加上 ri。

时间复杂度 O(sigma(2^i*i^2))=O(2^n*n^2)。

序列：

条件 1 等价于若 i<j 且 bi<=aj，则 i 与 j 在一段中。将满足此条件的每一段缩成一个数对，a 值为所有 a 的最大值，b 值为所有 b 的和。

二分答案，问题变为将序列分为若干段，每一段 b 的和<=二分值，求 sigma(max(ai))的最小值。

用 $f(i)$ 表示前 i 个点的答案，显然 $f(i-1)<=f(i)$，因此我们维护一个 ai 的单调下降序列 x，显然决策点只可能是 xj+1 或是 i 所能接受的最左点，用 set 维护前者即可。

时间复杂度 O(nlog^2)。