7 月 5 日模拟赛题解

mcfx

2019 年 7 月 5 日

神树的权值

46 分做法

暴力 dp。

记 $f(l, r)$ 表示区间 $[l, r]$ 的权值。

记 $f(l,r)$ 表示区间 $[l,r]$ 的权值。
假设 $f(x,r)+dp_{x-1}\geq f(y,r)+dp_{y-1}$，且 $x\leq y$。那么对于 $r'\geq r$，一定也有 $f(x,r')+dp_{x-1}\geq f(y,r')+dp_{y-1}$。证明可以考虑枚举 a_i,x_i 之间的大小顺序，然后展开。

记 $f(l,r)$ 表示区间 $[l,r]$ 的权值。
假设 $f(x,r)+dp_{x-1} \geq f(y,r)+dp_{y-1}$，且 $x \leq y$。那么对于 $r' \geq r$，一定也有 $f(x,r')+dp_{x-1} \geq f(y,r')+dp_{y-1}$。证明可以考虑枚举 a_i, x_i 之间的大小顺序，然后展开。
上面这个式子就是决策单调性的要求。

记 $f(l,r)$ 表示区间 $[l,r]$ 的权值。
假设 $f(x,r)+dp_{x-1}\geq f(y,r)+dp_{y-1}$，且 $x\leq y$。那么对于 $r'\geq r$，一定也有 $f(x,r')+dp_{x-1}\geq f(y,r')+dp_{y-1}$。证明可以考虑枚举 a_i,x_i 之间的大小顺序，然后展开。
上面这个式子就是决策单调性的要求。
对于两个决策 $i\leq j$，可以二分出最小的位置 r，使得 $f(i,r)+dp_{i-1}\geq f(j,r)+dp_{j-1}$。

记 $f(l,r)$ 表示区间 $[l,r]$ 的权值。
假设 $f(x,r)+dp_{x-1}\geq f(y,r)+dp_{y-1}$，且 $x\leq y$。那么对于 $r'\geq r$，一定也有 $f(x,r')+dp_{x-1}\geq f(y,r')+dp_{y-1}$。证明可以考虑枚举 a_i,x_i 之间的大小顺序，然后展开。
上面这个式子就是决策单调性的要求。
对于两个决策 $i\leq j$，可以二分出最小的位置 r，使得 $f(i,r)+dp_{i-1}\geq f(j,r)+dp_{j-1}$。
用一个 deque 维护之前的决策，以及他们什么时候会变得比上一个更优。

记 $f(l,r)$ 表示区间 $[l,r]$ 的权值。
假设 $f(x,r)+dp_{x-1} \ge f(y,r)+dp_{y-1}$，且 $x \le y$。那么对于 $r' \ge r$，一定也有 $f(x,r')+dp_{x-1} \ge f(y,r')+dp_{y-1}$。证明可以考虑枚举 a_i, x_i 之间的大小顺序，然后展开。
上面这个式子就是决策单调性的要求。
对于两个决策 $i \le j$，可以二分出最小的位置 r，使得 $f(i,r)+dp_{i-1} \ge f(j,r)+dp_{j-1}$。
用一个 deque 维护之前的决策，以及他们什么时候会变得比上一个更优。
枚举 i，首先计算出 i 的 dp 值，然后考虑将 i 加入 deque。

记 $f(l,r)$ 表示区间 $[l,r]$ 的权值。
假设 $f(x,r)+dp_{x-1}\ge f(y,r)+dp_{y-1}$，且 $x\le y$。那么对于 $r'\ge r$，一定也有 $f(x,r')+dp_{x-1}\ge f(y,r')+dp_{y-1}$。证明可以考虑枚举 a_i,x_i 之间的大小顺序，然后展开。
上面这个式子就是决策单调性的要求。
对于两个决策 $i\le j$，可以二分出最小的位置 r，使得 $f(i,r)+dp_{i-1}\ge f(j,r)+dp_{j-1}$。
用一个 deque 维护之前的决策，以及他们什么时候会变得比上一个更优。
枚举 i，首先计算出 i 的 dp 值，然后考虑将 i 加入 deque。
如果 i 比之前最优的都要优，可以之前清空 deque，然后加入 i。

记 $f(l,r)$ 表示区间 $[l,r]$ 的权值。
假设 $f(x,r)+dp_{x-1}\geq f(y,r)+dp_{y-1}$，且 $x\leq y$。那么对于 $r'\geq r$，一定也有 $f(x,r')+dp_{x-1}\geq f(y,r')+dp_{y-1}$。证明可以考虑枚举 a_i,x_i 之间的大小顺序，然后展开。
上面这个式子就是决策单调性的要求。
对于两个决策 $i\leq j$，可以二分出最小的位置 r，使得 $f(i,r)+dp_{i-1}\geq f(j,r)+dp_{j-1}$。
用一个 deque 维护之前的决策，以及他们什么时候会变得比上一个更优。
枚举 i，首先计算出 i 的 dp 值，然后考虑将 i 加入 deque。
如果 i 比之前最优的都要优，可以之前清空 deque，然后加入 i。
否则可以每次考虑 deque 最后一个决策。如果 i 在他变优的时候已经比他更优，那么那个决策可以删掉。

记 $f(l,r)$ 表示区间 $[l,r]$ 的权值。
假设 $f(x,r)+dp_{x-1} \ge f(y,r)+dp_{y-1}$，且 $x \le y$。那么对于 $r' \ge r$，一定也有 $f(x,r')+dp_{x-1} \ge f(y,r')+dp_{y-1}$。证明可以考虑枚举 a_i, x_i 之间的大小顺序，然后展开。
上面这个式子就是决策单调性的要求。
对于两个决策 $i \le j$，可以二分出最小的位置 r，使得 $f(i,r)+dp_{i-1} \ge f(j,r)+dp_{j-1}$。
用一个 deque 维护之前的决策，以及他们什么时候会变得比上一个更优。
枚举 i，首先计算出 i 的 dp 值，然后考虑将 i 加入 deque。
如果 i 比之前最优的都要优，可以之前清空 deque，然后加入 i。
否则可以每次考虑 deque 最后一个决策。如果 i 在他变优的时候已经比他更优，那么那个决策可以删掉。
直到删不掉的时候，可以计算出 i 什么时候会比最后一个决策优。然后插入 i。

记 $f(l,r)$ 表示区间 $[l,r]$ 的权值。
假设 $f(x,r)+dp_{x-1}\geq f(y,r)+dp_{y-1}$，且 $x\leq y$。那么对于 $r'\geq r$，一定也有 $f(x,r')+dp_{x-1}\geq f(y,r')+dp_{y-1}$。证明可以考虑枚举 a_i,x_i 之间的大小顺序，然后展开。
上面这个式子就是决策单调性的要求。
对于两个决策 $i\leq j$，可以二分出最小的位置 r，使得 $f(i,r)+dp_{i-1}\geq f(j,r)+dp_{j-1}$。
用一个 deque 维护之前的决策，以及他们什么时候会变得比上一个更优。
枚举 i，首先计算出 i 的 dp 值，然后考虑将 i 加入 deque。
如果 i 比之前最优的都要优，可以之前清空 deque，然后加入 i。
否则可以每次考虑 deque 最后一个决策。如果 i 在他变优的时候已经比他更优，那么那个决策可以删掉。
直到删不掉的时候，可以计算出 i 什么时候会比最后一个决策优。然后插入 i。
最后再判断是否需要把 deque 的开头删掉。

对于完全决策单调性，更简单的做法是 $O(n)$ 扫一遍，但这里并不是完全决策单调性。

对于完全决策单调性，更简单的做法是 $O(n)$ 扫一遍，但这里并不是完全决策单调性。
对于由 f 贡献到 g 这样的决策单调性，可以枚举 mid 的转移点，然后分治。但是这里也不好应用。

对于完全决策单调性，更简单的做法是 $O(n)$ 扫一遍，但这里并不是完全决策单调性。
对于由 f 贡献到 g 这样的决策单调性，可以枚举 mid 的转移点，然后分治。但是这里也不好应用。
实际上可以再套一层分治，也就是 $solve(l, r)$ 时，先 $solve(l, mid)$，然后把 $[l, mid]$ 批量转移到 $[mid + 1, r]$，再 $solve(mid + 1, r)$。

枚举各种情况。

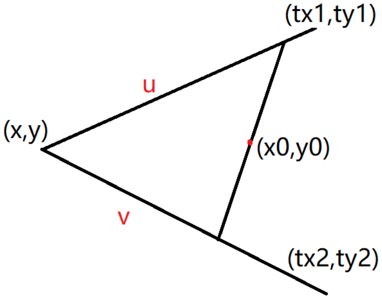
爬山、模拟退火、……

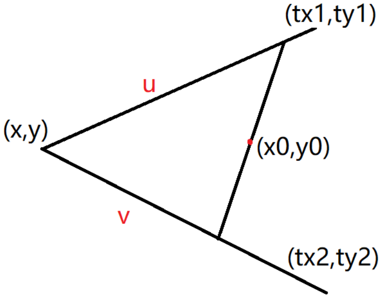
先枚举一个关键点。把多边形上的点和其他关键点按照极角排序。

先枚举一个关键点。把多边形上的点和其他关键点按照极角排序。
那么现在整个 360° 就被分成了若干段，而每一段的答案只和过定点的直线切某个四边形切出来的面积有关。

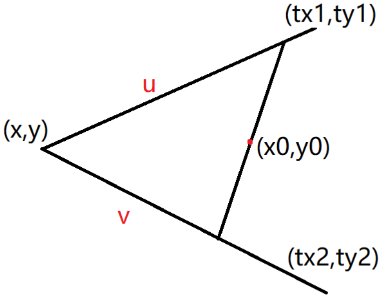
先枚举一个关键点。把多边形上的点和其他关键点按照极角排序。
那么现在整个 360° 就被分成了若干段，而每一段的答案只和过定点的直线切某个四边形切出来的面积有关。
当被切的两条边平行时，这个面积和其中一侧切出的长度是线性关系。

先枚举一个关键点。把多边形上的点和其他关键点按照极角排序。
那么现在整个 360° 就被分成了若干段，而每一段的答案只和过定点的直线切某个四边形切出来的面积有关。
当被切的两条边平行时，这个面积和其中一侧切出的长度是线性关系。
否则可以把这两条边延长，就只需要考虑切三角形的情况了。


(tx1,ty1)
u
(x,y)
(x0,y0)
v
(tx2,ty2)



考虑设截出的两条边长度分别为 u, v，三角形的一个顶点为 (x, y)，关键点为 (x_0, y_0)，三角形两条边的向量分别为 (tx_1, ty_1) 和 tx_2, ty_2。



考虑设截出的两条边长度分别为 u, v，三角形的一个顶点为 (x, y)，关键点为 (x_0, y_0)，三角形两条边的向量分别为 (tx_1, ty_1) 和 tx_2, ty_2。

那么 u 和 v 满足

$$(x + u \cdot tx_1 - x_0)(y + v \cdot ty_2 - y_0) = (y + u \cdot ty_1 - y_0)(x + v \cdot tx_2 - x_0)$$。

把带有 v 的项移到一侧得到
$(x+u\cdot tx_1-x_0)\cdot v\cdot ty_2-(y+u\cdot ty_1-y_0)\cdot v\cdot tx_2=(y+u\cdot ty_1-y_0)(x-x_0)-(x+u\cdot tx_1-x_0)(y-y_0)$。

把带有 v 的项移到一侧得到
$(x + u \cdot tx_1 - x_0) \cdot v \cdot ty_2 - (y + u \cdot ty_1 - y_0) \cdot v \cdot tx_2 =$
$(y + u \cdot ty_1 - y_0)(x - x_0) - (x + u \cdot tx_1 - x_0)(y - y_0)$。
观察发现，右边没有常数项，那么 v 可以写成 $\frac{a \cdot u}{b \cdot u + c}$ 的形式。

把带有 v 的项移到一侧得到
$(x+u\cdot tx_1-x_0)\cdot v\cdot ty_2-(y+u\cdot ty_1-y_0)\cdot v\cdot tx_2=$
$(y+u\cdot ty_1-y_0)(x-x_0)-(x+u\cdot tx_1-x_0)(y-y_0)$。
观察发现，右边没有常数项，那么 v 可以写成 $\frac{a\cdot u}{b\cdot u+c}$ 的形式。
而截出的三角形的面积可以写成 $\frac{a\cdot u^2}{b\cdot u+c}$ 的形式。

把带有 v 的项移到一侧得到
$(x+u\cdot tx_1-x_0)\cdot v\cdot ty_2-(y+u\cdot ty_1-y_0)\cdot v\cdot tx_2=(y+u\cdot ty_1-y_0)(x-x_0)-(x+u\cdot tx_1-x_0)(y-y_0)$。
观察发现，右边没有常数项，那么 v 可以写成 $\frac{a\cdot u}{b\cdot u+c}$ 的形式。
而截出的三角形的面积可以写成 $\frac{a\cdot u^2}{b\cdot u+c}$ 的形式。
考虑对这个求导，得到 $\frac{abu^2+2au\cdot(bu+c)}{(b\cdot u+c)^2}$，分母不影响零点位置，
而分子在 $[0,+\inf)$ 只可能有一个零点。

把带有 v 的项移到一侧得到
$(x + u \cdot tx_1 - x_0) \cdot v \cdot ty_2 - (y + u \cdot ty_1 - y_0) \cdot v \cdot tx_2 =$
$(y + u \cdot ty_1 - y_0)(x - x_0) - (x + u \cdot tx_1 - x_0)(y - y_0)$。
观察发现，右边没有常数项，那么 v 可以写成 $\frac{a \cdot u}{b \cdot u + c}$ 的形式。
而截出的三角形的面积可以写成 $\frac{a \cdot u^2}{b \cdot u + c}$ 的形式。
考虑对这个求导，得到 $\frac{abu^2 + 2au \cdot (bu + c)}{(b \cdot u + c)^2}$，分母不影响零点位置，
而分子在 $[0, +\inf)$ 只可能有一个零点。
那么可以三分。(当然你也可以猜一个可以三分然后就稳了)

把带有 v 的项移到一侧得到
$(x + u \cdot tx_1 - x_0) \cdot v \cdot ty_2 - (y + u \cdot ty_1 - y_0) \cdot v \cdot tx_2 =$
$(y + u \cdot ty_1 - y_0)(x - x_0) - (x + u \cdot tx_1 - x_0)(y - y_0)$。
观察发现，右边没有常数项，那么 v 可以写成 $\frac{a \cdot u}{b \cdot u + c}$ 的形式。
而截出的三角形的面积可以写成 $\frac{a \cdot u^2}{b \cdot u + c}$ 的形式。
考虑对这个求导，得到 $\frac{abu^2 + 2au \cdot (bu + c)}{(b \cdot u + c)^2}$，分母不影响零点位置，
而分子在 $[0, +\inf)$ 只可能有一个零点。
那么可以三分。(当然你也可以猜一个可以三分然后就稳了)
实际上也可以求出零点，然后得到精确解。

dp

原问题相当于从 (n, m) 开始，翻红牌往左走，翻黑牌往下走。

原问题相当于从 (n, m) 开始，翻红牌往左走，翻黑牌往下走。考虑分别计算神树和神欧的答案。

原问题相当于从 (n, m) 开始，翻红牌往左走，翻黑牌往下走。
考虑分别计算神树和神欧的答案。
神树的答案是

$$\sum_{x}\sum_{y}[(x, y)\ \textit{is possible}]\frac{px+(1-p)y}{x+y}\cdot\frac{\binom{x+y}{x}\binom{n+m-x-y}{n-x}}{\binom{n+m}{m}}$$

原问题相当于从 (n, m) 开始，翻红牌往左走，翻黑牌往下走。
考虑分别计算神树和神欧的答案。
神树的答案是

$$\sum_x \sum_y [(x, y) \ \mathit{is\ possible}] \frac{px + (1-p)y}{x+y} \cdot \frac{\binom{x+y}{x}\binom{n+m-x-y}{n-x}}{\binom{n+m}{m}}$$

$$= \sum_{B=1}^{n+m} [(n+m-B) \mod 2 = A] \sum_{x=0}^{B} \frac{px + (1-p)(B-x)}{B} \cdot \frac{\binom{B}{x}\binom{n+m-B}{n-x}}{\binom{n+m}{m}}$$

原问题相当于从 (n, m) 开始，翻红牌往左走，翻黑牌往下走。
考虑分别计算神树和神欧的答案。
神树的答案是

$$\sum_x \sum_y [(x, y)\ \textit{is possible}] \frac{px + (1-p)y}{x+y} \cdot \frac{\binom{x+y}{x}\binom{n+m-x-y}{n-x}}{\binom{n+m}{m}}$$

$$= \sum_{B=1}^{n+m} [(n+m-B) \mod 2 = A] \sum_{x=0}^{B} \frac{px + (1-p)(B-x)}{B} \cdot \frac{\binom{B}{x}\binom{n+m-B}{n-x}}{\binom{n+m}{m}}$$

$$= \frac{1}{\binom{n+m}{m}} \sum_{B=1}^{n+m} [(n+m-B) \mod 2 = A] \sum_{x=0}^{B} ((1-p+\frac{2px}{B}) \cdot \binom{B}{x} \binom{n+m-B}{n-x}$$

考虑算

$$\sum_{x=0}^{B} x\binom{B}{x}\binom{n+m-B}{n-x}$$

。

考虑算

$$\sum_{x=0}^{B} x\binom{B}{x}\binom{n+m-B}{n-x}$$

。
这个式子的组合意义是把 $n+m$ 分成 B 和 $n+m-B$，然后左边选 x 个，标记其中的一个，右边选 $n-x$ 个。

考虑算

$$\sum_{x=0}^{B} x\binom{B}{x}\binom{n+m-B}{n-x}$$

。

这个式子的组合意义是把 $n+m$ 分成 B 和 $n+m-B$，然后左边选 x 个，标记其中的一个，右边选 $n-x$ 个。

枚举被标记的可以得到答案为

$$B\sum_{x=1}^{B}\binom{B-1}{x-1}\binom{n+m-B}{n-x} = B\binom{n+m-1}{n-1}$$

考虑算

$$\sum_{x=0}^{B} x\binom{B}{x}\binom{n+m-B}{n-x}$$

。
这个式子的组合意义是把 $n+m$ 分成 B 和 $n+m-B$，然后左边选 x 个，标记其中的一个，右边选 $n-x$ 个。
枚举被标记的可以得到答案为

$$B\sum_{x=1}^{B}\binom{B-1}{x-1}\binom{n+m-B}{n-x}=B\binom{n+m-1}{n-1}$$

代入之前的式子，可以发现只需要求出 $\binom{n+m}{n}$ 和 $\binom{n+m-1}{n-1}$，可以 $O(1)$ 计算。

然后考虑神欧的答案。令 $T(m,n)(m \geq n)$ 是答案。假设神欧在 $n+m$ 为偶数时拿牌。那么有

然后考虑神欧的答案。令 $T(m,n)(m \geq n)$ 是答案。假设神欧在 $n+m$ 为偶数时拿牌。那么有

$$T(m,n) = \frac{1}{\binom{n+m}{n}}[B \text{ is even}] \sum_x \frac{max(x, B-x)}{B} \binom{B}{x} \binom{n+m-B}{n-x}$$

然后考虑神欧的答案。令 $T(m,n)(m \geq n)$ 是答案。假设神欧在 $n+m$ 为偶数时拿牌。那么有

$$T(m,n) = \frac{1}{\binom{n+m}{n}}[B\ is\ even]\sum_{x}\frac{max(x, B-x)}{B}\binom{B}{x}\binom{n+m-B}{n-x}$$

对于这个 max，可以枚举取哪边，可以得到：

然后考虑神欧的答案。令 $T(m,n)(m \geq n)$ 是答案。假设神欧在 $n+m$ 为偶数时拿牌。那么有

$$T(m,n) = \frac{1}{\binom{n+m}{n}}[B \text{ is even}] \sum_{x} \frac{max(x, B-x)}{B} \binom{B}{x} \binom{n+m-B}{n-x}$$

对于这个 max，可以枚举取哪边，可以得到：
$T(m,n) = \frac{1}{\binom{n+m}{n}}[B \text{ is even}] \frac{1}{2}\binom{B}{B/2}\binom{n+m-B}{n-B/2} +$

然后考虑神欧的答案。令 $T(m,n)(m \geq n)$ 是答案。假设神欧在 $n+m$ 为偶数时拿牌。那么有

$$T(m,n) = \frac{1}{\binom{n+m}{n}}[B \ is \ even]\sum_{x}\frac{max(x, B-x)}{B}\binom{B}{x}\binom{n+m-B}{n-x}$$

对于这个 max，可以枚举取哪边，可以得到：
$T(m,n) = \frac{1}{\binom{n+m}{n}}[B \ is \ even]\frac{1}{2}\binom{B}{B/2}\binom{n+m-B}{n-B/2}+$
$\sum_{x=0}^{B/2-1}\binom{B-1}{x}\binom{n+m-B}{n-x} + \sum_{x=B/2}^{B-1}\binom{B-1}{x}\binom{n+m-B}{n-x-1}$

然后考虑神欧的答案。令 $T(m,n)(m \geq n)$ 是答案。假设神欧在 $n+m$ 为偶数时拿牌。那么有

$$T(m,n) = \frac{1}{\binom{n+m}{n}}[B \text{ is even}] \sum_x \frac{max(x, B-x)}{B} \binom{B}{x} \binom{n+m-B}{n-x}$$

对于这个 max，可以枚举取哪边，可以得到：

$T(m,n) = \frac{1}{\binom{n+m}{n}}[B \text{ is even}]\frac{1}{2}\binom{B}{B/2}\binom{n+m-B}{n-B/2}+$
$\sum_{x=0}^{B/2-1}\binom{B-1}{x}\binom{n+m-B}{n-x} + \sum_{x=B/2}^{B-1}\binom{B-1}{x}\binom{n+m-B}{n-x-1}$

可以发现当 B 变化时，后面那坨只会加几个组合数的积。具体就是枚举多加的两个的方案。

令 $A = \lfloor \frac{n+m}{2} \rfloor$ 可以推得:

令 $A = \lfloor \frac{n+m}{2} \rfloor$ 可以推得：

$$T(m,n) = \frac{1}{\binom{n+m}{n}}[A\binom{n+m-1}{n-1} + \sum_{x=1}^{A}\frac{1}{2}\binom{2x}{x}\binom{n+m-2x}{n-x}$$

$$\sum_{x=0}^{A-1}(A-x)(\binom{2x}{x}\binom{n+m-2x-2}{n-x} - \binom{2x}{x}\binom{n+m-2x-2}{n-x-1} + \binom{2x-1}{x-1}\binom{n+m-2x-1}{n-x-1} - \binom{2x-1}{x-1}\binom{n+m-2x-1}{n-x})]$$

现在使用人类智慧，我们手上多了一个神奇的结论：

现在使用人类智慧，我们手上多了一个神奇的结论：

$$T(2m,2n)=m+\frac{1}{\binom{2m+2n}{2n}}\sum_{k=0}^{n-1}\binom{2m+2n}{2k}$$

现在使用人类智慧，我们手上多了一个神奇的结论：

$$T(2m,2n)=m+\frac{1}{\binom{2m+2n}{2n}}\sum_{k=0}^{n-1}\binom{2m+2n}{2k}$$

可以证明这个结论是对的，使用这个就可以推得所有情况的 T。

当拿走最后一张牌的人是神树的时候有：

当拿走最后一张牌的人是神树的时候有：

$$T(2m,2n)=m+\frac{1}{\binom{2m+2n}{2n}}\sum_{k=0}^{n-1}\binom{2m+2n}{2k}$$

$$T(2m,2n+1)=m+\frac{1}{\binom{2m+2n+1}{2n+1}}\sum_{k=0}^{n-1}\binom{2m+2n+1}{2k+1}-\frac{m}{2m+2n+1}$$

$$T(2m+1,2n)=m+\frac{1}{\binom{2m+2n+1}{2n}}\sum_{k=0}^{n-1}\binom{2m+2n+1}{2k+1}-\frac{n}{2m+2n+1}$$

$$T(2m+1,2n+1)=m+\frac{1}{\binom{2m+2n+1}{2n+1}}\sum_{k=0}^{n-1}\binom{2m+2n+2}{2k+1}+\frac{1}{2}$$

当拿走最后一张牌的人是神欧的时候有：

当拿走最后一张牌的人是神欧的时候有：

$$T(2m,2n)=m+\frac{1}{\binom{2m+2n}{2n}}\sum_{k=0}^{n-1}\binom{2m+2n}{2k+1}$$

$$T(2m,2n+1)=m+\frac{1}{2\binom{2m+2n+1}{2n+1}}\sum_{k=0}^{n}\binom{2m+2n+2}{2k+1}$$

$$T(2m+1,2n)=m+\frac{1}{\binom{2m+2n+1}{2n}}\sum_{k=0}^{n}\binom{2m+2n+1}{2k}+\frac{n}{2m+2n+1}$$

$$T(2m+1,2n+1)=m+\frac{1}{\binom{2m+2n+2}{2n+1}}\sum_{k=0}^{n-1}\binom{2m+2n+2}{2k+1}+\frac{m+3n+2}{2(m+n+1)}$$

当拿走最后一张牌的人是神欧的时候有：

$$T(2m,2n)=m+\frac{1}{\binom{2m+2n}{2n}}\sum_{k=0}^{n-1}\binom{2m+2n}{2k+1}$$

$$T(2m,2n+1)=m+\frac{1}{2\binom{2m+2n+1}{2n+1}}\sum_{k=0}^{n}\binom{2m+2n+2}{2k+1}$$

$$T(2m+1,2n)=m+\frac{1}{\binom{2m+2n+1}{2n}}\sum_{k=0}^{n}\binom{2m+2n+1}{2k}+\frac{n}{2m+2n+1}$$

$$T(2m+1,2n+1)=m+\frac{1}{\binom{2m+2n+2}{2n+1}}\sum_{k=0}^{n-1}\binom{2m+2n+2}{2k+1}+\frac{m+3n+2}{2(m+n+1)}$$

可以发现这是一个组合数前缀和，利用莫队优化即可。

当拿走最后一张牌的人是神欧的时候有：

$$T(2m,2n)=m+\frac{1}{\binom{2m+2n}{2n}}\sum_{k=0}^{n-1}\binom{2m+2n}{2k+1}$$

$$T(2m,2n+1)=m+\frac{1}{2\binom{2m+2n+1}{2n+1}}\sum_{k=0}^{n}\binom{2m+2n+2}{2k+1}$$

$$T(2m+1,2n)=m+\frac{1}{\binom{2m+2n+1}{2n}}\sum_{k=0}^{n}\binom{2m+2n+1}{2k}+\frac{n}{2m+2n+1}$$

$$T(2m+1,2n+1)=m+\frac{1}{\binom{2m+2n+2}{2n+1}}\sum_{k=0}^{n-1}\binom{2m+2n+2}{2k+1}+\frac{m+3n+2}{2(m+n+1)}$$

可以发现这是一个组合数前缀和，利用莫队优化即可。
时间复杂度 $O(n\sqrt{n})$。