

NP-полнота и формулировка целочисленного линейного программирования задачи Dota Underlords

Alexander A. Ponomarenko, Dmitry S. Sirotkin
Laboratory of Algorithms and Technologies for Network Analysis
National Research University Higher School of Economics
Nizhny Novgorod, Russia
aponomarenko@hse.ru, dsirotkin@hse.ru

27 июня 2020 г.

Аннотация

В данной работе мы демонстрируем, как задача оптимального выбора состава команды в популярной компьютерной игре Dota Underlords может быть сведена к задаче целочисленного линейного программирования. Мы приводим модель и решаем её для конкретного экземпляра задачи. Также мы доказываем, что данная задача относится к классу NP-complete при ограничении на максимальный размер альянса.

1 Введение

Люди любят играть в игры. Многие игры и головоломки, в которые люди играют, интересны из-за их сложности: для их решения требуется сообразительность. Часто эта трудность может быть показана математически в виде функции вычислительной сложности от размера входного набора данных. Например, было показано, что шахматы относятся к классу EXPTIME [1]; задача выбора игрока в легендарной видеоигре «Тетрис» относится к классу NP-трудных [2]. Было показано, что игра-головоломка «Сокобан» («кладовщик», также известная для русскоговорящего населения под названием «мудрый крот») полиномиально разрешима [3].

Особое место в теории сложности вычислений занимает класс NP-полных задач (класс NP-complete). Было показано [4], что к классу NP-полных задач относится игра «Салёр». Задача нахождения решения требующего минимального количество передвижений фишек в обобщенной версии игры «пятнашки» для доски размером $N \times N$ тоже относится к классу NP-complete [5]. В некотором смысле каждая NP-полная задача является загадкой, и наоборот, многие головоломки NP-полны. Для углубленного изучения темы

вычислительной сложности для головоломок и игр, мы отсылаем читателя к обзору [6].

В данной работе мы рассматриваем популярную видеоигру Dota Underlords. Она является представителем жанра auto-chess («автошахмат» в переводе на русский). Как оказывается, данную задачу можно представить как задачу комбинаторной оптимизации, которая при некоторых естественных ограничениях принадлежит классу NP-complete.

Статья организована следующим образом. В разделе 2 рассказывается, игровой процесс Dota Underlords. Мы приводим формулировку задачи Dota Underlords в виде задачи линейного целочисленного программирования в разделе 3. В разделе 4 мы показываем NP-полноту этой задачи. Результаты решения модели целочисленного программирования для реальных данных мы публикуем в разделе 5. И по традиции мы подводим итоги в секции 6 «Заключение».

2 Описание игры Dota Underlords

По ходу игры восемь игроков составляют команду из «героев» – существ, способных сражаться друг с другом на игровой карте. У каждого из героев есть базовые параметры - здоровье, урон, скорость атаки и прочие, а также особая способность, которая определяет его роль в игре. Каждый герой принадлежит к двум или более «альянсам» - множествам, объединяющих нескольких героев. Так, например, герой Enchantress принадлежит одновременно к альянсу «друиды» и к альянсу «хищники». При наборе нескольких героев из одного альянса (для каждого альянса это число индивидуально) игрок получает бонус, заключаемый в улучшении характеристик своих героев или ухудшении характеристик чужих.

Также в ходе игры можно усилить своих героев, путём улучшения их до более высоких уровней или путём покупки внутриигровых предметов. В рамках данной работы эти аспекты учитываться не будут.

Таким образом, сила команды игрока определяется:

1. Силой выбранных героев
2. Бонусами от альянсов в которых они состоят

3 Перевод задачи в язык линейного целочисленного программирования

3.1 Простейшая постановка задачи

Формализуем задачу следующим образом:

Будем считать, что всего у нас есть n героев на выбор. Будем считать, что сила некоторого i -го героя определяется за некоторую неотрицательную величину s_i . За x_i будем обозначать принадлежность героя выбранной

команде. Условимся, что когда $x_i = 1$, если i -й герой принадлежит набранной команде и $x_i = 0$ в противном случае. Тогда условие того, что в команде не более, чем m героев можно записать в виде $\sum_{i=1}^n x_i \leq m$. Тогда в простейшей форме данную задачу можно сформулировать следующим образом:

$$\begin{aligned} \max \sum_{i=1}^n x_i s_i \\ \sum_{i=1}^n x_i \leq m \end{aligned} \quad (1)$$

$x_i \in \{0, 1\}$ – управляющая переменная

n, m, s_i – константы

В данной постановке задача решается элементарно – достаточно взять n элементов с наибольшими весами.

3.2 Постановка задачи с альянсами

Как было упомянуто, в «Dota Underlords» каждый герой принадлежит к двум или более «альянсам» - классам, в которые входят несколько героев. Когда в команде присутствует несколько героев из одного альянса (для каждого альянса это число индивидуально) игрок получает бонус, который выражается в усилении всех героев из альянса, усилении всех своих героев или ослаблении всех героев соперника. Последнее может быть интерпретировано как относительное усиление своих героев и поэтому на протяжении работы будут рассматриваться только первые два случая. Следует отметить, что для одного альянса может быть несколько бонусов, которые открываются разным количеством героев соответствующего альянса, при этом они могут быть разного типа.

Данную ситуацию мы предлагаем моделировать с помощью введения 3-х индексного тензора $e_{ijk} \in \mathbb{R}$ означающего бонус герою i , за альянс j , в котором присутствуют не менее k героев альянса j . Другими словами, e_{ijk} это k -й бонус альянса j для героя i .

С помощью тензора e_{ijk} можно поддерживать два типа альянсов – те которые дают бонусы своим членам и те, которые дают бонусы всем героям игрока. При этом, альянсы рассмотренных видов отличаются только тем, что в альянсах, дающих бонус своим членам, величина e_{ijk} равна нулю тогда и только тогда, когда i -й герой не принадлежит j -му альянсу. Заметим, что тензор e_{ijk} будет сильно разрежен, поскольку альянсы, от которых бонусы идут всем героям не много. Контролировать вхождения бонуса e_{ijk} в общую силу команды предлагается с помощью управляющей бинарной переменной I_{ijk} . Так мы можем записать целевую функцию как следующую сумму $\sum_{i=1}^n x_i s_i + \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^t I_{ijk}$. Связь переменных x_i и I_{ijk} задаётся неравенствами $\forall i, j, k : \sum_{i'=1}^n a_{i'j} x_{i'} - k \geq M(I_{ijk} - 1)$. Они не дают бинарной переменной I_{ijk} принимать значение 1, если в решение входит меньше чем k героев входящих в альянс j . Когда решение содержит героев из альянса j меньше чем k ,

левая часть этого неравенства отрицательная, поэтому чтобы неравенства соблюдались правая часть должна быть ещё меньше. Такое возможно только, когда бинарная I_{ijk} равно нулю. В этом случае правая часть равна $-$, где константа заведомо большая, чем k , то есть больше, чем максимальный размер альянса q . Разумно требовать, чтобы бонус для героя i мог быть активирован ($I_{ijk} = 1$), только когда герой i входит в решение. Это задаётся неравенствами $\forall i, j, k : I_{ijk} \leq x_i$. Также мы хотим, чтобы бонус e_{ijk} был активирован, только для если герой i принадлежит альянсу j . Для этого мы в модель включили неравенства $\forall i, j, k : I_{ijk} \leq a_{ij}$.

Таким образом, после введения в модель альянсов, система уравнений выглядит следующим образом.

Целевая функция

$$\max \sum_{i=1}^n x_i s_i + \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^t \sum_{k=1}^q e_{ijk} I_{ijk}$$

Ограничения на входные данные

$$\forall j : \sum_{i=1}^n a_{ij} \leq q$$

Ограничения на управляющие переменные

$$\forall i, j, k : \sum_{i'=1}^n a_{i'j} x_{i'} - k \geq M(I_{ijk} - 1)$$

$$\sum_{i=1}^n x_i \leq m$$

$$\forall i, j, k : I_{ijk} \leq x_i$$

(2)

Управляющие переменные

$I_{ijk} \in \{0, 1\}$, 1 – если для героя i , активирован k -й бонус j -го альянса,

$x_i \in \{0, 1\}$, 1 – если герой i – входит в решение

Константы

$n \in \mathbb{N}$ – число героев,

$m \in \mathbb{N}$ – максимальный размер команды

$t \in \mathbb{N}$ – общее количество альянсов

$q \in \mathbb{N}$ – максимальный размер одного альянса,

$s_i \in \mathbb{R}$ – сила героя i ,

$e_{ijk} \in \mathbb{R}$ – бонус для героя i , если активирован k -й бонус j -го альянса

$a_{ij} \in \{0, 1\}$, 1 – если герой i входит в альянс j

4 Доказательство принадлежности задачи Dota Underlords к классу NP-полных

Чтобы доказать, что задача T является NP-полной необходимо показать, что к ней может быть полиномиально сведена хотя бы одна из задач про которые известно, что она является NP-трудной, и одновременно с этим необходимо показать, что задача T имеет полиномиальное сведение к одной из NP-полных задач. Ниже мы описываем как такое сведение может быть сделано в обе стороны.

4.1 Сведение задачи о поиске максимально плотного подграфа к UnderLords

Теорема 1. *Задача о поиска максимального плотного подграфа сводится к задаче UnderLords.*

Доказательство. Рассмотрим её частный случай – пусть все альянсы имеют размер равный двум, и сила всех героев одинакова. Рассмотрим частный случай задачи Dota Underlords со следующими ограничениями:

1. Силы всех героев одинаковы ($\forall i, j s_i = s_j$)
2. Альянсы могут давать бонусы исключительно героям в них состоящим ($\forall i, j, k a_{ij} = 0 \implies e_{ijk} = 0$)
3. Все альянсы имеют одинаковый размер, равный двум ($\forall j \sum_i a_{ij} = 2$)
4. Все альянсы дают бонус исключительно при наличии в них обоих героев ($\forall i, j e_{ij1} = 0$)
5. Бонусы ото всех альянсов равны ($\forall i, j, i', j' a_{ij} = 1, a_{i'j'} = 1 \implies e_{ij2} = e_{i'j'2}$)

Тогда данные можно представить в виде графа $G(V, E)$, где множество вершин V соответствует героям, а множество рёбер E - активным альянсам. Задача поиска оптимальной команды размера k таким образом сводится к поиску порождённого графа G на k вершинах с максимальной плотностью. Под плотностью в данной формулировке может понимается величина $\frac{G'(E)}{G'(V)}$. Действительно, при данных ограничениях общая сила команды линейно зависит от количества активных альянсов, что соответствует $G'(E)$. Т.к. k неизменно, то с ростом плотности графа G' растёт итоговая сила команды.

В работе [7] было показано, что задача поиска порождённого подграфа с максимальной плотностью и фиксированным размером в графе является NP-полной. Как было показано, она является частным случаем задачи Dota Underlords и к ней сводится.

Отсюда следует, что задача Dota Underlords не менее трудна, чем NP-полная задача. Таким образом задача Dota Underlords NP-трудна. \square

Отметим также следующее очевидное следствие из доказанной теоремы.

Следствие 1. *Задача о поиске максимального плотного подграфа сводится к задаче UnderLords.*

4.2 Принадлежность Dota UnderLords к классу NP

Задача Dota UnderLords в варианте зачи с ответом «да» > или «нет» может быть сформулирована следующим образом. *Существует ли команда из не больше, чем m героев и силой большей, чем некоторая заданная константа P ?*

Сформулируем следующую теорему.

Теорема 2. *Задача Dota UnderLords в варианте зачи с ответом «да» или «нет» принадлежит классу NP.*

Доказательство. По определению класса NP, задача тогда принадлежит классу NP, когда предъявленное решение на ответ «да», может быть проверено за полиномиальное время. В нашем случае, решение это будет набор героев. Для проверки правильности нам требуется оценить силу команды. Для этого требуется оценить какие альянсы образовались и какой размер бонуса. В свою очередь, это можно сделать за время $O(n \times m \times q)$. Таким образом утверждение доказано. \square

4.3 NP-полнота задачи Dota UnderLords

Теорема 3. *Задача Dota Underlords задаваемая системой неравенств (2) принадлежит классу NP-полных задач при ограничении на размер альянса q .*

Доказательство. Следствие 1 из теоремы 1 утверждает, что существует полиномиальное сведение NP-полной задачи к DU при данном ограничении. Вместе с тем теоремой 2 мы показали, что задача DU принадлежит к классу NP-complete задаче. Таким образом задача DU NP-трудна, и при этом сама лежит в классе NP. То есть DU в версии «Да/Нет» принадлежит классу NP-полных задач. \square

4.4 Сведение Dota UnderLords к NP-полной задаче

Покажем, что задача Dota UnderLords (DU) сводится к задаче о максимальной взвешенной по рёбрам клике (Maximum Edge Weighted Clique – MEWC). Из NP-полноты задачи о взвешенной клике следует NP-полнота задачи Dota Underlords в формулировке задачи разрешимости. В данном сведении мы будем рассматривать задачу, в которой максимальный размер альянса q ограничен некоторой константой.

Доказательство будет проводится последовательно, через серию теорем, каждая из которых описывает сведение всё менее и менее ограниченной версии задачи к задаче о максимальной взвешенной по рёбрам клике.

Теорема 4. *Задача Dota Underlords без альянсов сводится к задаче о максимальной взвешенной по рёбрам клике.*

Доказательство. Построим граф G со взвешенными рёбрами такой, что из решения задачи MEWC следует решение задачи DU. При этом размер задачи MEWC ограничен полиномом от размера задачи DU.

Построим множество V^1 из n вершин, соответствующее множеству героев в задаче DU. Каждой вершине поставим соответствие одного из героев из задачи DU — или, иначе говоря, назовём каждую вершину в честь одного из героев задачи DU. Пронумеруем эти вершины соответственно порядку героев $v_1^1, v_2^1, \dots, v_n^1$.

Построим дополнительно $m - 1$ множеств вершин V^2, V^3 и так далее до V^m , в каждом из которых также назовём по одной вершине в честь одного из героев задачи DU. Аналогично первому множеству, пронумеруем вершины в множестве V^i как $v_1^i, v_2^i, \dots, v_n^i$.

Обозначим семейство этих множеств за \mathcal{F} . Таким образом мы получим m множеств по n вершин каждое, при этом в каждом множестве есть по одной вершине, соответствующей каждому из героев.

Проведём рёбра следующим образом — в графе между вершинами v_a^i и $v_{a'}^{i'}$ проводится ребро, если выполняются оба следующих условия:

- Вершины v_a^i и $v_{a'}^{i'}$ соответствуют разным героям ($a \neq a'$)
- Вершины v_a^i и $v_{a'}^{i'}$ лежат в разных множествах из семейства \mathcal{F} ($i \neq i'$)

Рассмотрим все максимальные клики в данном графе. Очевидно, что в любой такой клике есть ровно по одной вершине из каждого из множеств V^i — всего m вершин. Также все эти вершины соответствуют разным героям. Таким образом каждая клика задаёт некоторую команду из героев в задаче DU. При этом стоит отметить, что каждой команде может соответствовать несколько клик.

Теперь расставим на рёбрах веса. Для этого ребру, соединяющем вершины s_a^i и $s_{a'}^{i'}$, припишем вес $\frac{s_a^i}{m-1} + \frac{s_{a'}^{i'}}{m-1}$. Покажем, что сумма весов рёбер в клике, соответствующей некоторой команде есть в точности сила этой команды.

Действительно, в клике для каждой её вершины есть ровно $m - 1$ ребро, ей инцидентное. Тогда каждое слагаемое $\frac{s_i}{m-1}$ соответствующее вершине с нижним индексом i входит в сумму ровно $m - 1$ раз. Отсюда следует, что сумма всех весов рёбер в клике есть сумма всех величин s_i , соответствующих номерам вершин, образующим данную клику. \square

Теорема 5. *Задача Dota Underlords с альянсами размера ровно 2, сводится к задаче о максимальной взвешенной по рёбрам клике.*

Доказательство. Построим граф G' со взвешенными рёбрами такой, что из решения задачи MEWC следует решение задачи DU. При этом размер задачи MEWC ограничен полиномом от размера задачи DU.

Возьмём в качестве основы для построения графа G из теоремы 4.

Построим множество $W^{1,2}$ из $\binom{n}{2}$ вершин, где каждая вершина соответствует неупорядоченной паре героев. Пронумеруем эти вершины в лексикографическом порядке, соответственно порядку пар $w_{1,2}^1, w_{1,3}^1, \dots, w_{n-1,n}^1$.

Построим дополнительно $\binom{m}{2} - 1$ множеств вершин W^{13}, W^{14} и так далее до W^{m-1m} , в каждом из которых также сопоставим по вершине неупорядоченной паре героев задачи DU. Аналогично первому множеству, пронумеруем вершины в множестве $V^{i,j}$ как $w_1^{i,j}, w_2^{i,j}, \dots, w_{n-1,n}^{i,j}$.

Обозначим семейство этих множеств за \mathcal{F}_2 . Таким образом мы получим $\binom{m}{2}$ множеств по $\binom{n}{2}$ вершин каждое, при этом в каждом множестве есть по одной вершине, соответствующей каждой паре героев.

Проведём дополнительные рёбра следующим образом — в графе между вершинами $w_{a,b}^{i,j}$ и $w_{a',b'}^{i',j'}$ проводится ребро, если выполняются оба следующих условия:

- Вершины $w_{a,b}^{i,j}$ и $w_{a',b'}^{i',j'}$ соответствуют разным парам героев ($a \neq a' \vee b \neq b'$)
- Вершины $w_{a,b}^{i,j}$ и $w_{a',b'}^{i',j'}$ лежат в разных множествах из семейства \mathcal{F}_2 ($i \neq i' \vee j \neq j'$)

Также проведём все рёбра между всеми вершинами множеств \mathcal{F} и \mathcal{F}_2 . Всем свежепроведённым рёбрам припишем вес 0. Очевидно, что любая максимальная клика содержит по одной вершине из каждого из множеств V и W семейств \mathcal{F} и \mathcal{F}_2 .

Припишем каждому ребру вида $(v_a^k, w_{a,b}^{i,j})$ или (v_b^k, w_{ab}^{ij}) некоторый высокий константный вес N . Данные рёбра соединяют вершину из семейства \mathcal{F} , соответствующую некоторому герою с вершиной из семейства \mathcal{F}_2 , соответствующей паре героев, куда этот герой входит. Покажем, что любая максимальная клика в таком графе, содержащая множество вершин из семейства \mathcal{F} , соответствующих некоторому набору героев, также содержит и набор вершин из семейства \mathcal{F}_2 , соответствующий всем парам героев из этого набора.

В данной клике, рёбра, соединяющие вершины из семейств \mathcal{F} и \mathcal{F}_2 вносят суммарный вклад в вес, равный $2\binom{n}{2}N$, т.к. в неё входит ровно $2\binom{n}{2}$ рёбер с добавленным высоким константным весом N — по два, инцидентных каждой вершине из \mathcal{F}_2 . Отметим, что при взятии в клику из семейства \mathcal{F}_2 любой вершины, не соответствующей паре взятых вершин из \mathcal{F} среди рёбер клики будет менее двух рёбер с добавленным высоким константным весом N . Таким образом, данная клика не будет максимальной по весу.

Таким образом, утверждение доказано. Отметим, что добавление на рёбра весов, малых по сравнению с N сохраняет истинность утверждения. Поскольку N берётся произвольно, можно считать, что все числовые значения сил и бонусов малы по сравнению с N .

Добавим тогда к весам рёбер вида $(v_c^k, w_{a,b}^{i,j})$, соединяющих вершины из множеств \mathcal{F} и \mathcal{F}_2 бонусы, которые альянс из пары героев под номерами a и b даёт герою под номером c . Тогда, если в выбранной команде есть

герои a , b и c , то в вес данной клики будет включён этот бонус. Поскольку во все рассматриваемые клики включено одинаковое количество рёбер с добавленным весом N , то максимальной будет та клика, где максимальной будет сумма сил героев (сумма весов рёбер между вершинами семейства \mathcal{F}) и бонусов (веса рёбер между вершинами семейств \mathcal{F} и \mathcal{F}_2 без учёта констант N).

Таким образом, вес клики соответствует суммарному бонусу от команды, откуда и видно сведение. \square

Теорема 6. *Задача Dota Underlords с альянсами максимального размера q , сводится к задаче о максимальной взвешенной по рёбрам клике.*

Доказательство будем строить аналогично доказательству теоремы 5. Мы будем создавать дополнительные вершины ассоциируемые со всеми возможными сочетаниями из q героев. Бонусы от образования соответствующих альянсов будут также как и в теореме 5 находится на рёбрах. Главным отличием будет, что у вершин вместо двух индексов будет использоваться q индексов. Формальные рассуждения приведены ниже.

Доказательство. Построим граф G' со взвешенными рёбрами такой, что из решения задачи MEWC следует решение задачи DU. При этом размер задачи MEWC ограничен полиномом от размера задачи DU.

Возьмём в качестве основы для построения граф G из теоремы 4.

Построим множество $W^{1,q}$ из $\binom{n}{q}$ вершин, где каждая вершина соответствует неупорядоченной множеству из q героев. Пронумеруем эти вершины в лексикографическом порядке, соответствующему порядку нумерации сочетаний из $\binom{n}{q}$ элементов $\underbrace{w^1_{1,2,\dots,q}}_{\text{total } q \text{ indices}}, \underbrace{w^1_{1,2,\dots,q+1}}_{\text{total } q \text{ indices}}, \dots, \underbrace{w^1_{n-q,n-q+1,\dots,n-1,n}}_{\text{total } q \text{ indices}}$.

То есть у каждого элемента есть ровно q нижних индексов.

Построим дополнительно $\binom{m}{q} - 1$ множеств вершин $W^{1,2,\dots,q}, W^{1,2,q+1}$ и так далее до $W^{n-q,n-q+1,\dots,n-1,n}$, в каждом из которых также сопоставим по вершине неупорядоченной паре героев задачи DU. Аналогично первому

множеству, пронумеруем вершины в множестве $V^{\overbrace{i,j,k,l,\dots}^{\text{total } q \text{ indices}}}$ как $w^{\overbrace{i,j,k,l,\dots}^{\text{total } q \text{ indices}}}_{\underbrace{1,2,\dots,q}_{\text{total } q \text{ indices}}}$,

$\underbrace{w^{\overbrace{i,j,k,l,\dots}^{\text{total } q \text{ indices}}}_{1,2,\dots,q+1}}_{\text{total } q \text{ indices}}, \dots, \underbrace{w^{\overbrace{i,j,k,l,\dots}^{\text{total } q \text{ indices}}}_{n-q,n-q+1,\dots,n-1,n}}_{\text{total } q \text{ indices}}$.

Обозначим семейство этих множеств за \mathcal{F}_q . Таким образом мы получим $\binom{m}{q}$ множеств по $\binom{n}{q}$ вершин каждом, при этом в каждом множестве есть по одной вершине, соответствующей каждой паре героев.

Проведём дополнительные рёбра следующим образом — в графе между

вершинами $w_{\overbrace{a,b,c,\dots}^{\text{total } q \text{ indices}}}$ и $w_{\overbrace{a',b',c',\dots}^{\text{total } q \text{ indices}}}$ проводится ребро, если выполняются оба следующих условия:

- Вершины $w_{\overbrace{a,b,c,\dots}^{\text{total } q \text{ indices}}}$ и $w_{\overbrace{a',b',c',\dots}^{\text{total } q \text{ indices}}}$ соответствуют разным парам героев ($a \neq a' \vee b \neq b' \vee c \neq c', \dots$)
- Вершины $w_{\overbrace{a,b,c,\dots}^{\text{total } q \text{ indices}}}$ и $w_{\overbrace{a',b',c',\dots}^{\text{total } q \text{ indices}}}$ лежат в разных множествах из семейства F_q ($i \neq i' \vee j \neq j' \vee k \neq k', \dots$)

Также проведём все рёбра между всеми вершинами множеств F и F_q . Всем свежепроведённым рёбрам припишем вес 0. Очевидно, что любая максимальная клика содержит по одной вершине из каждого из множеств V и W семейств \mathcal{F} и \mathcal{F}_q .

Припишем каждому ребру вида $(v_a^k, w_{\overbrace{a,b,c,\dots}^{\text{total } q \text{ indices}}})$ или $(v_b^k, w_{\overbrace{a,b,c,\dots}^{\text{total } q \text{ indices}}})$ некоторый высокий константный вес N . Данные рёбра соединяют вершину из семейства \mathcal{F} , соответствующую некоторому герою с вершиной из семейства F_q , соответствующей набору из q героев, в который этот герой входит. Покажем, что любая максимальная клика в таком графе, содержащая множество вершин из семейства \mathcal{F} , соответствующих некоторому набору героев, также содержит и набор вершин из семейства \mathcal{F}_q , соответствующий всем парам героев из этого набора.

В данной клике, рёбра, соединяющие вершины из семейств \mathcal{F} и \mathcal{F}_q вносят суммарный вклад в вес, равный $2\binom{n}{q}N$, т.к. в неё входит ровно $2\binom{n}{q}$ рёбер с добавленным высоким константным весом N — по два, инцидентных каждой вершине из \mathcal{F}_q . Отметим, что при взятии в клику из семейства \mathcal{F}_q любой вершины, не соответствующей паре взятых вершин из \mathcal{F} среди рёбер клики будет менее двух рёбер с добавленным высоким константным весом N . Таким образом, данная клика не будет максимальной по весу.

Таким образом, утверждение доказано. Отметим, что добавление на рёбра весов, малых по сравнению с N сохраняет истинность утверждения. Поскольку N берётся произвольно, можно считать, что все числовые значения сил и бонусов малы по сравнению с N .

Добавим тогда к весам рёбер вида $(v_c^k, w_{\overbrace{a',b',c',\dots}^{\text{total } q \text{ indices}}})$, соединяющих вершины из множеств \mathcal{F} и \mathcal{F}_q бонусы, которые альянс из множества героев под номерами a', b', c', \dots даёт герою под номером c . Тогда, если в выбранной команде есть герои a, b и c , то в вес данной клики будет включён этот бонус. Поскольку во все рассматриваемые клики включено одинаковое количество рёбер с добавленным весом N , то максимальной будет та клика, где максимальной будет сумма сил героев (сумма весов рёбер между вершинами семейства \mathcal{F}) и бонусов (веса рёбер между вершинами семейств \mathcal{F} и \mathcal{F}_q без учёта констант N).

Таким образом, вес клики соответствует суммарному бонусу от команды, откуда и видно сведение. \square

5 Практическое применение для реальной задачи Dota Underlords

Мы применяем данную модель для анализа реальной задачи Dota Underlords. Отметим, что полученные результаты не стоит считать некоторой объективной оценкой качества команды героев. Причина состоит в неизбежном упрощении силы героев и влияния, которое оказывают альянсы. Каждый герой в Underlords обладает некоторой способностью, которая активируется при выполнении различных условий и обладает некоторым временем перезарядки. Способности и бонусы альянсов также весьма разнообразны по своему влиянию на игру - они могут наносить урон, лечить союзников, мешать врагам пользоваться своими способностями и прочее. К счастью, в игре есть система из пяти «ярусов», устроенная так, что герои внутри яруса примерно равны по силе.

В рамках упрощенной модели мы принимаем следующее:

1. Силы всех героев первого яруса равны 1, второго 2, третьего - 3, четвертого - 4, пятого - 5;
2. Альянсы дают один и тот же процентный бонус всем, на кого они одинаково влияют;
3. Бонус от альянса составляет примерно 10-30 процентов от силы героя.

Информация о силе героев и структуре альянсов приведена в таблице 1. Полная таблица, задающая матрицу бонусов от альянсов e_{ijk} может быть найдена в нашем репозитории [8].

Мы приводим решение модели целочисленного программирования, задаваемой системой неравенств (2), в виде таблицы 2.

6 Заключение

В работе мы продемонстрировали как ключ к победе в популярной видеоигре может лежать в использовании линейного целочисленного математического программирования. Исходные данные и результаты решения модели в виде Jupyter-тетради могут быть найдены в открытом репозитории [8]. Мы надеемся, что наша статья поможет привлечь внимание молодых умов к целочисленному программированию, методам дискретной оптимизации, а также к проблеме тысячелетия $P \neq NP$. Важно, что математическая постановка задачи задаваемая набором неравенств (2) может рассматриваться сама по себе, абстрагируясь от предметной области. И в данной работе показано, что кажущаяся на первый взгляд NP-hard задача, в версии "Да/Нет" является NP-полной. Таким образом данная работа делает вклад в исследование NP-полных задач.

| № | Герой | Сила | Альянсы |
|----|---------------------|------|------------------------------|
| 0 | tusk | 1 | savage, warrior |
| 1 | venomancer | 1 | scaled, summoner |
| 2 | shadow demon | 1 | demon, heartless |
| 3 | drow ranger | 1 | heartless, hunter, vigilant |
| 4 | bloodseeker | 1 | blood-bound, deadeye |
| 5 | nyx assassin | 1 | assassin, insect |
| 6 | crystal maiden | 1 | human, mage |
| 7 | tiny | 1 | primordial, warrior |
| 8 | batrider | 1 | knight, troll |
| 9 | magnus | 1 | druid, savage |
| 10 | snapfire | 1 | brawny, dragon |
| 11 | arc warden | 1 | primordial, summoner |
| 12 | razor | 1 | mage, primordial |
| 13 | weaver | 1 | hunter, insect |
| 14 | warlock | 1 | blood-bound, healer, warlock |
| 15 | dazzle | 2 | healer, troll |
| 16 | earth spirit | 2 | spirit, warrior |
| 17 | storm spirit | 2 | mage, spirit |
| 18 | witch doctor | 2 | troll, warlock |
| 19 | bristleback | 2 | brawny, savage |
| 20 | legion commander | 2 | champion, human |
| 21 | queen of pain | 2 | assassin, demon |
| 22 | nature's prophet | 2 | druid, summoner |
| 23 | luna | 2 | knight, vigilant |
| 24 | windranger | 2 | hunter, vigilant |
| 25 | ogre magi | 2 | blood-bound, brute, mage |
| 26 | pudge | 2 | heartless, warrior |
| 27 | beastmaster | 2 | brawny, hunter |
| 28 | chaos knight | 2 | demon, knight |
| 29 | slardar | 2 | scaled, warrior |
| 30 | abaddon | 3 | heartless, knight |
| 31 | viper | 3 | assassin, dragon |
| 32 | juggernaut | 3 | brawny, warrior |
| 33 | ember spirit | 3 | assassin, spirit |
| 34 | io | 3 | druid, primordial |
| 35 | shadow fiend | 3 | demon, warlock |
| 36 | lycan | 3 | human, savage, summoner |
| 37 | broodmother | 3 | insect, warlock |
| 38 | morphling | 3 | mage, primordial |
| 39 | lifestealer | 3 | brute, heartless |
| 40 | omniknight | 3 | healer, human, knight |
| 41 | terrorblade | 3 | demon, hunter |
| 42 | shadow shaman | 3 | summoner, troll |
| 43 | enigma | 3 | primordial, void |
| 44 | treant protector | 3 | brute, druid |
| 45 | doom | 4 | brute, demon |
| 46 | disruptor | 4 | brawny, warlock |
| 47 | void spirit | 4 | spirit, void |
| 48 | mirana | 4 | hunter, vigilant |
| 49 | tidhunter | 4 | scaled, warrior |
| 50 | necrophos | 4 | healer, heartless, warlock |
| 51 | lone druid | 4 | druid, savage, summoner |
| 52 | sven | 4 | human, knight, scaled |
| 53 | slark | 4 | assassin, scaled |
| 54 | templar assassin | 4 | assassin, vigilant, void |
| 55 | keeper of the light | 4 | human, mage |
| 56 | axe | 5 | brawny, brute |
| 57 | faceless void | 5 | assassin, void |
| 58 | sand king | 5 | insect, savage |
| 59 | lich | 5 | heartless, mage |
| 60 | medusa | 5 | hunter, scaled |
| 61 | dragon knight | 5 | dragon, human, knight |
| 62 | troll warlord | 5 | troll, warrior |

Таблица 1: Таблица силы героев и принадлежности их к альянсам.

| Герой | | | | | | | | | | | | Вклад альян- са | Сила геро- ев | сумма |
|---------------|---------------------|-----------------|------------------|------------------|------------------|-------------------|-------------------|-------------------|-------------------|--|--|-----------------------|---------------------|-------|
| broodmother | heartless 2 +0.3 | human 2 +0.3 | insect 2 +0.3 | scaled 2 +0.6 | troll 2 +0.3 | warlock 2 +0.6 | warlock 4 +0.6 | | | | | 3.0 | 3 | 6.0 |
| disruptor | heartless 2 +0.4 | human 2 +0.4 | insect 2 +0.4 | scaled 2 +0.8 | troll 2 +0.4 | warlock 2 +0.8 | warlock 4 +0.8 | | | | | 4.0 | 4 | 8.0 |
| dragon knight | heartless 2 +0.5 | human 2 +0.5 | insect 2 +0.5 | knight 2 +1.0 | scaled 2 +1.0 | troll 2 +0.5 | warlock 2 +0.5 | warlock 2 +0.5 | warlock 4 +0.5 | | | | | 10.0 |
| lich | heartless 2 +0.5 | human 2 +0.5 | insect 2 +0.5 | scaled 2 +1.0 | troll 2 +0.5 | warlock 2 +0.5 | warlock 4 +0.5 | | | | | 4.0 | 5 | 9.0 |
| medusa | heartless 2 +0.5 | human 2 +0.5 | insect 2 +0.5 | scaled 2 +1.0 | troll 2 +0.5 | warlock 2 +0.5 | warlock 4 +0.5 | | | | | 4.0 | 5 | 9.0 |
| necrophos | heartless 2 +0.4 | human 2 +0.4 | insect 2 +0.4 | scaled 2 +0.8 | troll 2 +0.4 | warlock 2 +0.8 | warlock 4 +0.8 | | | | | 4.0 | 4 | 8.0 |
| sand king | heartless 2 +0.5 | human 2 +0.5 | insect 2 +0.5 | scaled 2 +1.0 | troll 2 +0.5 | warlock 2 +0.5 | warlock 4 +0.5 | | | | | 4.0 | 5 | 9.0 |
| sven | heartless 2 +0.4 | human 2 +0.4 | insect 2 +0.4 | knight 2 +0.8 | scaled 2 +0.8 | troll 2 +0.4 | warlock 2 +0.4 | warlock 2 +0.4 | warlock 4 +0.4 | | | | | 8.0 |
| troll warlord | heartless 2 +0.5 | human 2 +0.5 | insect 2 +0.5 | scaled 2 +1.0 | troll 2 +1.0 | warlock 2 +0.5 | warlock 4 +0.5 | | | | | 4.5 | 5 | 9.5 |
| witch doctor | heartless 2 +0.2 | human 2 +0.2 | insect 2 +0.2 | scaled 2 +0.4 | troll 2 +0.4 | warlock 2 +0.4 | warlock 4 +0.4 | | | | | 2.2 | 2 | 4.2 |

Таблица 2: Оптимальный состав команды в для игры Dota UnderLords.

Список литературы

- [1] Aviezri S Fraenkel and David Lichtenstein. Computing a perfect strategy for $n \times n$ chess requires time exponential in n . In *International Colloquium on Automata, Languages, and Programming*, pages 278–293. Springer, 1981.
- [2] Ron Breukelaar, Erik D Demaine, Susan Hohenberger, Hendrik Jan Hoogeboom, Walter A Kusters, and David Liben-Nowell. Tetris is hard, even to approximate. *International Journal of Computational Geometry & Applications*, 14(01n02):41–68, 2004.
- [3] Robert A Hearn and Erik D Demaine. Pspace-completeness of sliding-block puzzles and other problems through the nondeterministic constraint logic model of computation. *Theoretical Computer Science*, 343(1-2):72–96, 2005.
- [4] Richard Kaye. Minesweeper is np-complete. *The Mathematical Intelligencer*, 22(2):9–15, 2000.
- [5] Daniel Ratner and Manfred K Warmuth. Finding a shortest solution for the $n \times n$ extension of the 15-puzzle is intractable. In *AAAI*, pages 168–172, 1986.
- [6] Diogo M Costa. Computational complexity of games and puzzles. *arXiv preprint arXiv:1807.04724*, 2018.
- [7] Rod G Downey and Michael R Fellows. Fixed-parameter tractability and completeness ii: On completeness for w [1]. *Theoretical Computer Science*, 141(1-2):109–131, 1995.

- [8] Dmitry Sirotkin Alexander Ponomarenko. github repository of supporting materials for the Dota Underloars paper. <https://github.com/aponom84/UnderLords/blob/master/UnderLordsData.xlsx>,. Accessed: 2010-09-30.