

Національний технічний університет України  
"Київський політехнічний інститут імені Ігоря Сікорського"

Теорія складності

Дослідження  $coNP$ -повної задачі

---

## Проблема негамільтонового циклу

---

ФІ-13 Дідух Максим

Фізико-технічний інститут

Кафедра математичних методів захисту інформації

2022

# Дослідження $coNP$ -повної задачі

7 грудня 2022

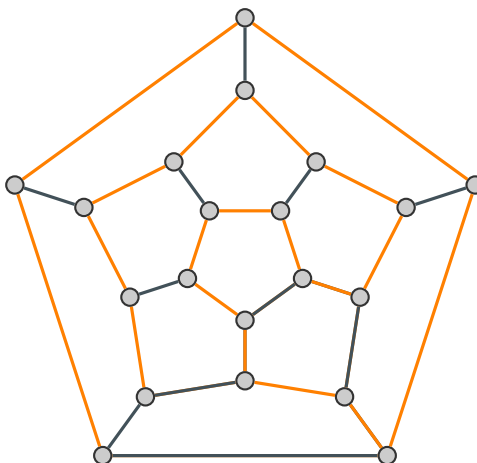
## Зміст

<b>1</b>	<b>Вступ</b>	<b>2</b>
1.1	Постановка задачі . . . . .	2
1.2	Історичний екскурс . . . . .	2
<b>2</b>	<b>Практичне застосування</b>	<b>3</b>
<b>3</b>	<b>Доведення складності</b>	<b>5</b>
<b>4</b>	<b>Розв'язок</b>	<b>8</b>
4.1	Найявні ефективні часткові розв'язки задачі та модифікацій . . . . .	8
4.1.1	Теорема Грінберга . . . . .	8
4.1.2	Алгоритм Мартелло, алгоритм Френка Рубіна . . . . .	9
4.1.3	Алгоритми Белмана, Хелда та Карпа . . . . .	9
4.1.4	Алгоритм Андреаса Бйорклунда . . . . .	9
4.1.5	Складність . . . . .	9
<b>5</b>	<b>Список використано літератури</b>	<b>11</b>

# 1 Вступ

Граф  $G$  називається *гамільтоновим*, якщо існує цикл, що містить кожну вершину рівно один раз. Такий цикл носить назву гамільтонового. Також слід зазначити, що існує поняття гамільтоновго шляху (це знадобиться при доведенні складності): граф  $G$  має *гамільтонів шлях* з вершини  $s$  у вершину  $t$ , якщо є маршрут між цими вершинами, який містить усі вершини рівно один раз.

Взагалі, це поняття пішло від Вільям Гамільтон (англ. *William Hamiltonian*), який вигадав не дуже вдалу гру під назвою "ікосіанська гра" (англ. "*icosian game*"), завданням якої був пошук гамільтонового циклу на додекаедричному графі (і можливо на його підграфах). Проблема негамільтонового циклу — класична задача теорії графів із широким спектром застосувань. Мета задачі полягає в тому, щоб визначити, чи містить заданий граф негамільтонів цикл (цикл, у якому відвідуються не всі вершини). Ця проблема була широко досліджена в літературі, але в багатьох випадках залишається відкритою



мал. 1 гамільтоновий цикл на додекаедрі

Хоча означення гамільтонового графу дуже схоже з означенням ойлерового графу, виявляється, що ці дві концепції поводяться досить по-різному. Якщо теорема Ойлера дає нам чіткий критерій ойлеровості, то для гамільтонових графів немає аналогічного твердження. Як з'ясувалось, перевірка графу на наявність гамільтонового циклу є  $NP$ -повною задачею.

## 1.1 Постановка задачі

Дано: неорієнтований граф  $G = (V, E)$ , де  $V = \{v_1, v_2, \dots, v_n\}$  - множина вершин,  $E = \{e_1, e_2, \dots, e_k\}$  - множина ребер. Перевірити, що даний граф не має циклу гамільтона. Цю задачу будемо позначати *NON-HAM-CYCLE*.

## 1.2 Історичний експурс

### НЕ ПОДОБАЄТЬСЯ

Проблема негамільтонового циклу (*NON-HAM-CYCLE*) — це математична задача, яка існує з кінця 1960-х років, що передбачає перевірку графа на наявність циклу гамільтона, але наявність усіх інших циклів. Проблема була вперше поставлена в 1969 році Вільямом Тутте і Річардом Тістлетвейтом і стала областю активних досліджень як у математиці, так і в інформатиці.

*NON-HAM-CYCLE* можна розглядати як узагальнення класичної проблеми гамільтонового циклу. У цій узагальненій версії ми хочемо знайти цикли на довільному графі, які не є гамільтоновими, але допускаються всі інші цикли довжиною не менше трьох. *NON-HAM-CYCLE* має низку застосувань у галузі теорії графів і суміжних областях, таких як оптимізація мережі, планування та проектування схем. Крім того, проблема має значення для вивчення орієнтованих графів, оскільки вона служить схемою для створення негамільтонових циклів у орієнтованих графах.

Дивно, але незважаючи на те, що *NON-HAM-CYCLE* було запропоновано понад 50 років тому, незначний прогрес був досягнутий у пошуку алгоритму поліноміального часу. Відомо, що проблема  $NP$ -Hard; проте було розроблено низку евристичних та апроксимаційних алгоритмів, у тому числі на основі локального пошуку, ланцюга Маркова Монте-Карло та генетичних алгоритмів.

Проблема негамільтонового циклу все ще залишається головним відкритим питанням у теоретичній інформації та математиці. Хоча за останні роки було досягнуто значного прогресу, все ще потрібно багато працювати, щоб визначити, чи можна розв'язати проблему за поліноміальний час. Тим часом дослідження цієї захоплюючої проблеми продовжують надихати математиків, комп'ютерників та інженерів із різних галузей.

## 2 Практичне застосування

Негамільтонові цикли мають широкий спектр застосування, оцінити вплив цього поняття та теорії, що побудувалась навколо нього неможливо, тому я спробую навести лише деякі (очевидні та не дуже) приклади застосування:

- **Мережі**
  - Проектування мереж: негамільтонові цикли можна використовувати для проектування надійних мереж, у яких існує кілька надлишкових шляхів між двома точками в мережі.
  - Проектування мережі: негамільтонові цикли часто використовуються при проектуванні мереж, де метою є створення шляху, який відвідує всі вузли мережі, не проходячи через жодний вузол більше одного разу.
  - Маршрутизація: негамільтонові цикли можна використовувати для маршрутизації інформації через мережу комп'ютерів. Це особливо актуально для комп'ютерних мереж, які містять вузли з різною потужністю або функціями. У цьому випадку можна використовувати негамільтонів цикл, щоб знайти шлях через мережу, який використовує переваги окремих вузлів, мінімізуючи затримку та перевантаження.
  - Маршрутизація: негамільтонові цикли зазвичай використовуються в алгоритмах мережевої маршрутизації, таких як алгоритм Беллмана-Форда, який знаходить найкоротший шлях між двома вузлами в мережі, спочатку будуючи негамільтонів цикл.
  - Проектування мереж: негамільтонові цикли можна використовувати для створення ефективних мереж, таких як комунікаційні мережі, транспортні мережі та ланцюги поставок. Використовуючи підхід негамільтонового циклу, ці мережі можуть бути більш ефективними, ніж традиційні гамільтонові цикли.
- **Аналіз даних**
  - Аналіз даних: негамільтонові цикли можна використовувати для виявлення закономірностей у наборах даних, допомагаючи визначити зв'язки між різними частинами даних.
  - Машинне навчання: негамільтонові цикли також використовуються в алгоритмах машинного навчання, таких як нейронні мережі та опорні векторні машини, для визначення закономірностей і прогнозування.
  - Візуалізація даних: негамільтонові цикли корисні для візуалізації даних у формі графіків, наприклад, коли використовується силово-спрямований алгоритм компонування графа (*force-directed graph layout algorithm*). Такі алгоритми, використовують концепцію сил «відштовхування» та «притягання» для розташування вузлів у межах графа. Гамільтонів цикл не обов'язково є ідеальним для такого виду візуалізації, оскільки його ребра можуть стати занадто стиснутими, якщо є лише кілька вузлів або якщо вузли розташовані дуже близько один до одного. Негамільтонові цикли забезпечують більшу гнучкість і краще підходять для відображення складних даних у візуально цікавий та інформативний спосіб.
  - Розпізнавання шаблонів: негамільтонові цикли можна використовувати для пошуку шаблонів або трендів у великих наборах даних.
- **Криптографія**
  - Негамільтонові цикли також використовуються в певних криптографічних системах, таких як обмін ключами Діффі-Хеллмана та криптографія еліптичної кривої, для безпечної передачі даних через Інтернет.
- **Планування та логістика**

- Планування: негамільтонові цикли можна використовувати для планування завдань у розподілених системах, оскільки вони забезпечують ефективний спосіб мінімізації загального часу, необхідного для виконання всіх завдань.
- Планування: негамільтонові цикли можна використовувати для планування завдань на паралельному процесорі, наприклад планування завдань на роботі-мануалі на виробничому підприємстві.
- Планування: негамільтонові цикли можна використовувати для створення оптимальних розкладів для складних завдань, таких як планування маршрутів польоту або оптимізація операцій ланцюга поставок.
- Оптимізація логістики: негамільтонові цикли можна використовувати для вирішення проблеми комівояжера в оптимізації логістики, де метою є знайти найкоротший маршрут для транспортного засобу доставки серед кількох зупинок.
- Планування шляху: негамільтонові цикли також можна використовувати для планування шляху, особливо коли на шляху є перешкоди. Цикл можна використовувати для уникнення цих об'єктів під час пошуку найкоротшого маршруту між двома точками.
- Маршрутизація транспортного засобу: негамільтонові цикли можна використовувати в задачах маршрутизації транспортного засобу, де метою є знайти найефективніший маршрут для руху транспортного засобу між набором місць.
- Обробка зображень
  - Обробка зображень: алгоритми на основі графів з негамільтоновими циклами використовуються при сегментуванні зображень на області чи об'єкти.
  - Обробка зображень: негамільтонові цикли також використовуються в задачах обробки зображень, таких як виявлення країв на зображеннях і визначення форм на цифрових фотографіях.
  - Мистецтво та дизайн: негамільтонові цикли можна використовувати для створення естетично привабливих візерунків у мистецтві та дизайні.
- Робототехніка
  - Роботна навігація: негамільтонові цикли створюють основу для досліджень певного середовища роботами, одночасно уникаючи перешкод.
  - Робототехніка: роботи можуть використовувати негамільтонові шляхи для пересування з місця на місце, уникаючи перешкод і досліджуючи навколишнє середовище.
- Розфарбування графів
  - негамільтонові цикли можна використовувати в алгоритмах розфарбовування графів, де метою є розфарбувати всі вершини графа без будь-яких двох суміжних вершин, які мають однаковий колір.
  - негамільтонові цикли можна використовувати в задачах розфарбовування, щоб розділити граф на два або більше менших підграфів з оптимізованим балансом кольорів.
- Інше
  - Промислові процеси: негамільтонові цикли використовуються в промислових процесах, таких як хімічне машинобудування та автоматизація. Наприклад, їх можна використовувати для оптимізації маршрутів постачання матеріалів і виробництва на заводах.
  - Секвенування ДНК: негамільтонові цикли використовуються в алгоритмах секвенування ДНК. Алгоритми використовують підхід негамільтонового циклу для аналізу відносних положень нуклеотидів у молекулі ДНК.
  - Проблеми оптимізації: негамільтонові цикли також можна використовувати для вирішення проблем оптимізації, таких як проблема комівояжера. На відміну від рішення, яке ґрунтується на гамільтоновому циклі, який гарантовано знаходить оптимальне рішення, але є дорогим з точки зору обчислень, негамільтонів цикл часто можна використовувати для знаходження майже оптимального рішення за менший час.

### 3 Доведення складності

fix squares

Доведемо, що *NON-HAM-CYCLE* є *coNP*-повною. Для цього нам знадобиться довести додаткове твердження.

**Твердження 1:** задача перевірки графа на наявність гамільтонового циклу належить класу *NP*-повних задач (далі: *HAM-CYCLE*)

■

Спочатку покажемо, що задача перевірки орієнтованого графу на наявність гамільтонового шляху з вершини  $s$  у вершину  $t$  (далі *D-HAM-PATH*) є *NP*-повною.

1. *D-HAM-PATH* є *NP*-повна?

Нехай  $G$  — орієнтований граф. Ми можемо перевірити чи потенційний шлях  $s \rightarrow \dots \rightarrow t$  є гамільтоновим за поліноміальний час. Тепер спробуємо побудувати поліноміальне зведення  $3SAT \leq_p D-HAM-PATH$ , щоб закінчити доведення повноти.

а точно 'множник'?

Нехай  $\phi = \bigwedge_{i=1}^m \phi_i$  має  $n$  змінних і  $m$  множників. Щоб спростити доведення, припустимо, що жоден множник в  $\phi$  не містить змінної  $x_i$  і її заперечення  $\bar{x}_i$ .

1. Спочатку, для кожної змінної  $x_i$ , ми генеруємо  $2m + 1$  вершину з назвою  $v_{i,j}$  і додаємо орієнтовані ребра  $(v_{i,j}, v_{i,j+1})$  і  $(v_{i,j+1}, v_{i,j})$ , для  $0 \leq j \leq 2m$ .
2. Далі ми з'єднуємо вершини, пов'язані з різними змінними, додаючи чотири спрямовані ребра  $(v_{i,0}, v_{i+1,0})$ ,  $(v_{i,0}, v_{i+1,2m+1})$ ,  $(v_{i,2m+1}, v_{i+1,0})$  та  $(v_{i,2m+1}, v_{i+1,2m+1})$ .
3. Далі створюємо вершини під назвою  $c_j$ . Якщо  $x_i$  з'являється у множнику  $\phi_j$  без доповнення, додаємо орієнтовані ребра  $(v_{i,2j-1}, c_j)$  та  $(c_j, v_{i,2j})$ . Інакше, якщо  $x_i$  міститься з доповненням, то додаємо орієнтовані ребра  $(v_{i,2j}, c_j)$  та  $(c_j, v_{i,2j-1})$ .
4. В кінці, ми додаємо дві додаткові вершини  $s$  і  $t$ . Після цього додаємо нові ребра  $(s, v_{1,1})$ ,  $(s, v_{1,2m+1})$ ,  $(v_{n,1}, t)$  та  $(v_{n,2m+1}, t)$ . Граф згенерований  $G_\phi$  (див. рис.2). [add picture number2](#)

Тепер, треба показати, що  $\phi$  задовільна тоді та лише тоді, коли у графі  $G_\phi$  є гамільтонів шлях з  $s$  у  $t$ . Припустимо, що  $\phi$  - задовільна. Тоді ми можемо відвідати кожну вершину починаючи з  $s$  йдучи з  $v_{i,0}$  до  $v_{i,2m+1}$  з ліва на право, якщо  $x_i$  - позитивна, і з  $v_{i,2m+1}$  до  $v_{i,0}$  з права на ліво, якщо  $x_i$  - негативна, і закінчити в  $t$  після відвідування  $v_{n,0}$  або  $v_{n,2m+1}$ . Крім того, кожна 'clause' вершина може бути відвідана, згідно з припущенням, що кожна 'clause'  $\phi_i$  має декілька літерлів  $l_i = x_k$  або  $l_i = \bar{x}_k$ , які є позитивними. Кожна вершина  $c_j$  може бути відвідана використовуючи ребра  $(x_{k,2j-1}, c_j)$  або  $(c_j, x_{k,2j})$  у першому випадку, і  $(x_{k,2j}, c_j)$  і  $(c_j, x_{k,2j-1})$  у другому випадку, оскільки шлях йде вправо на графі для позитивних змінних, і шлях йде вліво для негативних змінних. Тому  $G_\phi$  має гамільтонів шлях, якщо  $\phi$  задовільна.

І навпаки, припустимо, що  $G_\phi$  має гамільтонів шлях  $(s, t)$ , позначимо його  $P$ . Зазначимо, що  $G_\phi$  без [clause vertices](#) є гамільтоновим, тому нам потрібно показати, що шлях не "заламається" після відвідування [clause vertex](#). Якщо більш формальніше: потрібно показати, що якщо  $P$  відвідує  $v_{i,2j-1}$ ,  $c_j$ ,  $v$  у відповідному порядку, тоді  $v = v_{i,2i}$ . Нехай  $v \neq v_{i,2i}$ . Тоді зазначимо, що єдиними вершинами, які входять в  $v_{i,2j}$  є  $v_{i,2j-1}$ ,  $c_j$ ,  $v_{i,2j+1}$ , а виходять з нього лише  $v_{i,2j-1}$  та  $v_{i,2j+1}$ . Тому  $v_{i,2j}$  має бути відвідана з  $v_{i,2j+1}$ , але тепер шлях замається і не може продовжуватись, оскільки  $v_{i,2j-1}$  вже відвідано. Аналогічний аргумент показує, що  $P$  відвідує  $v_{i,2j}$ ,  $c_j$ ,  $v$  у відповідному порядку, тому  $v = v_{i,2j-1}$ . Отже, гамільтонів шлях в  $G_\phi$  відвідує вершини в порядку від  $x_1$  до  $x_n$ , чергуючи [clause vertices](#) вершини між змінними, пов'язаними з тією самою змінною. Тому, значення змінних  $x_i$  добре визначається, якщо помітити, у якому напрямку шлях йде через вершини  $x_i$  у графі  $G_\phi$ . За побудовою це присвоєння буде задовільняти  $\phi$ , оскільки воно робить літерал у кожній [clause](#) позитивним. [fix brackets bug](#)

Зведення відбувається за  $O(mn)$  час, який є поліномом довжини вхідних даних.

2. *HAM-CYCLE* є *NP*?

Якщо довільна задача, належить класу *NP*, тоді, маючи «сертифікат», який є розв'язком цієї задачі та екземпляр

проблеми (граф  $G$  і додатне ціле  $k$ , у цьому випадку), ми зможемо верифікувати (перевірити, чи надане рішення правильне чи ні) сертифікат за поліноміальний час. Сертифікат — це послідовність вершин, що утворюють гамільтонів цикл у графі. Ми можемо верифікувати розв’язок, перевіривши, що всі вершини належать графу, і, що кожна пара вершин, що належать розв’язку — суміжна.

Це можна зробити за поліноміальний час, тобто  $O(V + E)$ , ось псевдокод верифікації сертифікату для графу  $G(V, E)$ :

```
value = 1 fix spacing
```

для кожної пари  $\{u, v\}$  у підмножині  $V'$ :

перевірити, що між цими вершинами є ребро

якщо ребра немає, то повернути 0 і завершити цикл

якщо value = 1:

то повернути 1 (розв’язок коректний)

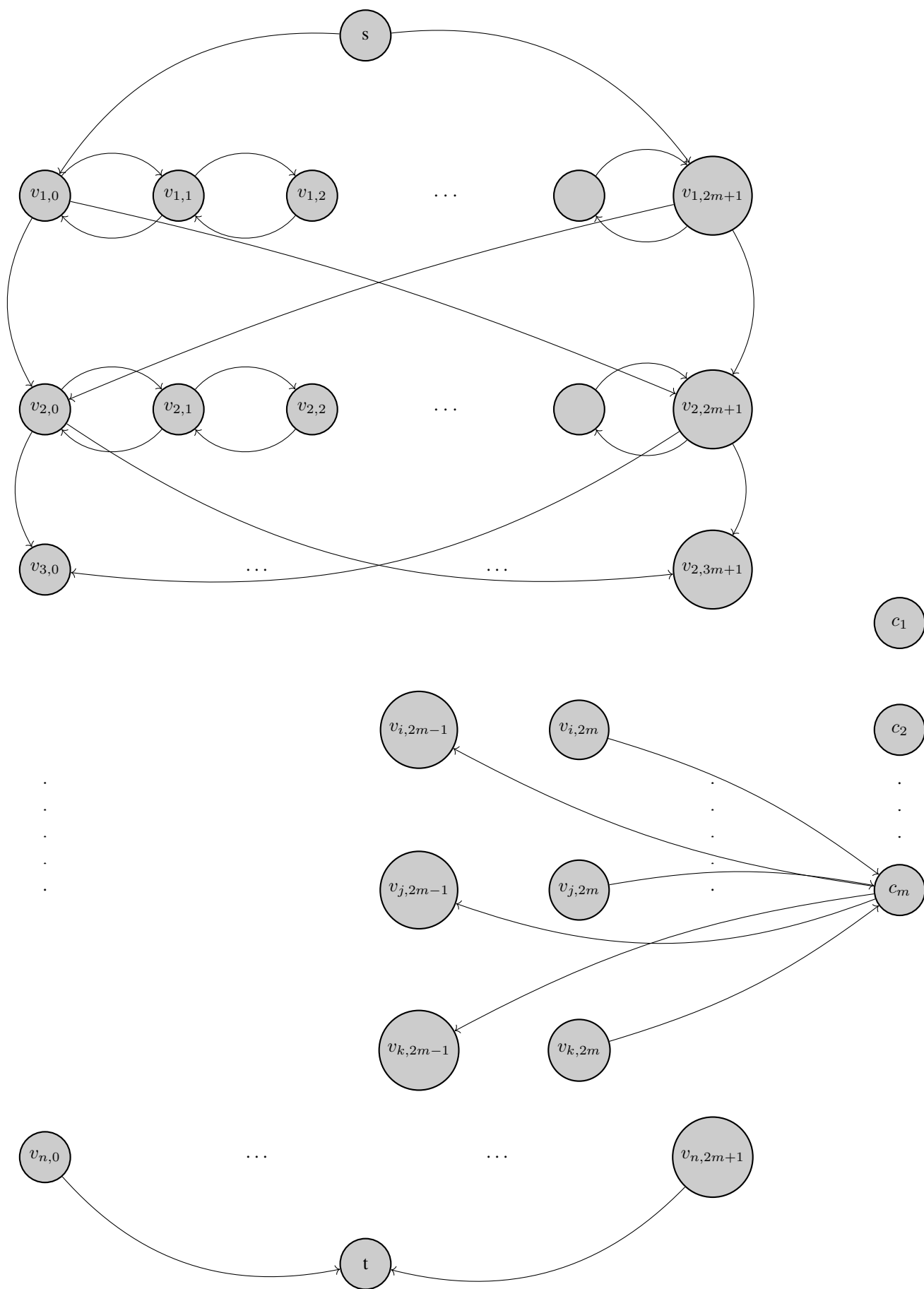
інакше:

повернути 0 (розв’язок неправильний)

### 3. HAM-CYCLE NP-складна?

Щоб довести, що HAM-CYCLE є NP-складною, ми повинні звести вже відому NP-складну задачу до даної. Побудуємо зведення від D-HAM-PATH до HAM-CYCLE. Кожен екземпляр задачі D-HAM-PATH містить граф  $G = (V, E)$ , який може бути конвертований в задачу HAM-CYCLE, яка містить граф  $G' = (V', E')$ . Граф  $G'$  будемо будувати таким чином:

1.  $V' = V \cup \{v_{new}\}$ , де  $v_{new}$  - це додаткова вершина, яка поєднана ребрами з усіма вершинами графу  $G$ .  
 $E_{new} = \{(v_{new}, v_i) \mid \forall v_i \in V\}$  - множина усіх ребер, що поєднують вершину  $v_{new}$  з графом  $G$ .
2.  $E' = E \cup E_{new}$
3. Припустимо, що граф  $G$  містить гамільтонів шлях  $P$ , який починається у випадковій вершині, позначимо її як  $v_{start}$  та закінчується у вершині  $v_{end}$ . Тепер, оскільки ми поєднали усі вершини з множини  $V$  з вершиною  $v_{new}$ , ми можемо розширити гамільтонів шлях  $P$  о гамільтонового циклу, використовуючи ребра  $v_{end} v_{new}$  та  $v_{new} v_{start}$  відповідно. Тепер граф  $G'$ , який містить усі вершини рівно один раз.
4. Ми припускаємо, що граф  $G'$  містить гамільтонів цикл, який проходить через усі вершини, включаючи  $v_{new}$ . Тепер, щоб перетворити цей цикл на гамільтонів шлях, ми видаляємо усі ребра (у циклі), що містять вершину  $v_{new}$ . Отриманий шлях буде покривати усі вершини з множини  $V$  і будуть робити це рівно один раз.



мал. 2 зведення задачі 3SAT до D-HAM-PATH



Тому ми можемо стверджувати, що граф  $G'$  містить гамільтонів цикл, якщо граф  $G$  містить гамільтонів шлях. Отже, довільний екземпляр задачі *HAM-CYCLE* зводить до екземпляру задачі *D-HAM-PATH*. З чого можна зробити висновок, що *HAM-CYCLE* є *NP*-складною.

Підсумовуючи все вище сказане, маємо, що *HAM-CYCLE* належить класу *NP* і є *NP*-складною, тому можна зробити висновок, що *HAM-CYCLE* є *NP*-повною. ■

Тепер, довівши *Твердження 1*, можемо виконати фінальні викладки. Маємо, що *HAM-CYCLE* належить класу *NP* та *NON-HAM-CYCLE* є доповненням задачі *HAM-CYCLE*, отже задача *NON-HAM-CYCLE* належить класу *coNP*. Також, врахувавши, що *HAM-CYCLE* є *NP*-повною, можна зробити висновок, що *NON-HAM-CYCLE* є *coNP*-повною.

## 4 Розв'язок

Немає загального розв'язку проблеми негамільтонного циклу для довільного графу. Однак для деяких конкретних класів графів існують добре відомі алгоритми пошуку рішень.

### 4.1 Наявні ефективні часткові розв'язки задачі та модифікацій

#### 4.1.1 Теорема Грінберга

В теорії графі, теорема Грінберга є необхідною умовою для того, щоб планарний граф містив гамільтонів цикл, базуючись на довжинах *face* циклів. Якщо граф не задовільняє цю умову, то він негамільтонів. Результат теореми широко використовувався для доведення того, що деякі планарні графи, побудовані з додатковими властивостями не є гамільтоновими. Наприклад, це може довести негамільтоновість деяких контрприкладів до гіпотези Тейта. Теорема названа в честь латвійського математика Емануеля Грінберга, який довів її в 1968 році.

**Теорема Грінберга:** Нехай  $G$  - скінченний планарний граф з гамільтоновим циклом  $C$ , з фіксованим зображенням на площині. Тоді  $C$  розбиває граф на зовнішню та внутрішню підмножини. Позначимо  $f_i$  і  $g_i$  - кількість  $i$ -кутних *faces*, які є зовнішніми або внутрішніми відносно циклу  $C$ .

Тоді виконується співвідношення:

$$\sum_{i \geq 3} (i - 2)(f_i - g_i) = 0$$

Як наслідок цієї теореми, якщо планарний граф має лише одну *faces*, кількість ребер якої не дорівнює  $2 \bmod 3$ , а решта *faces* мають кількість ребер рівній  $2 \bmod 3$ , то граф не є гамільтоновим. Щоб побачити це, розглянемо суму у формі, наведеній у формулюванні теореми, для довільного розбиття граней на дві підмножини, підраховані числами  $f_i$  і  $g_i$ . Кожна грань, число сторін якої дорівнює  $2 \bmod 3$ , робить внесок, кратний трьом, у суму через коефіцієнт  $i - 2$  у члені, до якого вона вносить внесок, тоді як одна грань, що залишилася не. Отже, сума не кратна трьом і, зокрема, не дорівнює нулю. Оскільки немає способу розділити грані на дві підмножини, які дають суму згідно з теоремою Грінберга, не може існувати гамільтонів цикл. Наприклад, для графа на малюнку всі обмежені грані мають 5 або 8 сторін, але необмежена грань має 9 сторін, тому вона задовольняє цю умову щодо кількості сторін і не є гамільтонів.

Грінберг використовував свою теорему для знаходження негамільтонових циклів в кубічних поліедральних графах (планарний граф, в якому степінь кожної вершини дорівнює трьом) з високою циклічною зв'язністю ребер. Циклічна зв'язність ребер графа - це найменша кількість ребер, видалення яких залишає підграф з більш ніж однією циклічною компонентою. Граф Тутте з 46 вершинами та менші кубічні негамільтонові поліедральні графи, отримані з нього, мають циклічну реберну зв'язність рівну трьом. Грінберг використовував свою теорему, щоб знайти негамільтонів кубічний многогранний граф із 44 вершинами, 24 гранями та циклічною зв'язністю ребер рівній чотирьом, а також інший приклад із 46 вершинами, 25 *faces* та циклічною зв'язністю ребер п'ять, максимальна можлива циклічна зв'язність ребер для кубічного плоского графа, відмінного від  $K_4$ . У наведеному прикладі всі обмежені грані мають або п'ять, або вісім ребер, обидва з яких є числами  $2 \bmod 3$ , але необмежена *faces* грань має дев'ять ребер, що не дорівнює  $2 \bmod 3$ . Отже, згідно з теоремою Грінберга, граф не може бути гамільтоновим.

Теорема Грінберга також виокремлювалась для пошуку планарних гіпогамільтонових графів (граф який є негамільтоновим, але вилучення довільної вершини робить його гамільтоновим). Конструкція знову змушує всі *faces* крім однієї мати кількість ребер, рівну  $2 \pmod{3}$ .

Також, теорему можна застосовувати для аналізу гамільтонових циклів в окремих планарних графах, таких як узагальнений граф Петерсона, знаходячи великі планарні підграфи і доводити їх негамільтоновість за допомогою вище зазначеної теореми і роблячи висновок, що довільний гамільтоновий цикл повинен включати деякі ребра, що не входять у ці підграфи.

Слід зазначити, що критерій Грінберга застосовний до деяких непланарних графів. Робертсон (*Robertson*) [6] та Бонді [7] (*Bondy*) довели, що узагальнений граф Петерсона  $P(n, 2)$  - негамільтоновий, якщо  $n \equiv 5 \pmod{6}$ . Також, Томасон (*Thomason*) довів, що існує рівно 3 гамільтонових цикла, якщо  $n \equiv 3 \pmod{6}$ . Гамільтонові цикли у всіх інших графах Петерсона було пронумеровані Швенком (*Schwenk*) [8].

Існують планарні негамільтонові графи у яких усі *faces* мають 5 або 8 ребер. Для таких графів, формула Грінберга, взята за модулем три, завжди задовольняється будь-яким розбиттям граней на дві підмножини, що запобігає застосуванню його теореми для доказу негамільтонності в цьому випадку.

Неможливо використати теорему Грінберга для пошуку контрприкладів до гіпотези Барнетта про те, що кожен кубічний дводольний поліедральний граф є гамільтоновим. Кожен кубічний дводольний поліедральний граф має розбиття граней на дві підмножини, що задовольняють теоремі Грінберга, незалежно від того, чи має він також гамільтонів цикл.

#### 4.1.2 Алгоритм Мартелло, алгоритм Френка Рубіна

Раннім точним алгоритмом для знаходження гамільтонового циклу на орієнтованому графі був перерахунковий алгоритм Мартелло.

Пошуковий алгоритм Френка Рубіна ділить ребра графа на три класи: ті, які мають бути на шляху, ті, які не можуть бути на шляху, і невизначені. Під час пошуку набір правил прийняття рішень класифікує невизначені ребра та визначає, зупинити чи продовжити пошук. Алгоритм ділить граф на компоненти, які можна розв'язувати окремо.

#### 4.1.3 Алгоритми Белмана, Хелда та Карпа

Зазначені алгоритми, що базуються на динамічному програмуванні, можуть розв'язувати задачу за час  $\mathcal{O}(n^2 2^n)$ . У цьому методі для кожного набору  $S$  вершин і кожної вершини  $v$  в  $S$  визначається, чи існує шлях, який точно охоплює вершини в  $S$  і закінчується в  $v$ . Для кожного вибору  $S$  і  $v$  існує шлях для  $(S, v)$  тоді і тільки тоді, коли  $v$  має сусіда  $w$  такого, що існує шлях для  $(S - v, w)$ , який можна знайти з уже обчисленої інформації в динамічній програмі.

#### 4.1.4 Алгоритм Андреаса Бйорклунда

Андреас Бйорклунд запропонував альтернативний підхід, використовуючи принцип включення-виключення, щоб зменшити проблему підрахунку кількості гамільтонових циклів до простішої проблеми підрахунку, підрахунку покриттів циклу, яку можна вирішити шляхом обчислення певних детермінантів матриці. Використовуючи цей метод, він показав, як вирішити проблему гамільтонового циклу в довільних  $n$ -вершинні графа за допомогою алгоритму Монте-Карло за час  $\mathcal{O}(1, 657n)$ ; для дводольних графів цей алгоритм можна додатково вдосконалити до часу  $\mathcal{O}(1, 415n)$ .

#### 4.1.5 Складність

*coNP*-повна для таких класів графів:

- дводольні графи
- неорієнтовані планарні графи максимального степеня три
- орієнтовані планарні графи з прямим і зовнішнім ступенем не більше двох
- безмостові неорієнтовані планарні 3-регулярні дводольні графи

- 3-зв'язні 3-регулярні дводольні графи
- підграфи графа квадратної сітки
- кубічні підграфи графа квадратної сітки

Але все ж існують класи, для яких задачу можна вирішити за поліноміальний час:

- 4-зв'язні планарні графи завжди є гамільтоновими за результатом Тутте, і обчислювальну задачу пошуку гамільтонового циклу в цих графах можна виконати за лінійний час шляхом обчислення так званого шляху Тутте.
- Тутте довів цей результат, показавши, що кожен 2-зв'язний плоский граф містить шлях Тутте. Шляхи Тутте, у свою чергу, можуть бути обчислені за квадратичний час навіть для 2-зв'язних планарних графів, які можуть бути використані для знаходження гамільтонових циклів і довгих циклів у узагальненнях плоских графів.

## 5 Список використаної літератури

### Література

- [1] Adrian She, *Hamiltonian Path is NP-Complete*, 2020.
- [2] Dan Archdeacon, *An Historical Account of the Non-Hamiltonian Cycle Problem*.
- [3] Heping Jiang, *Non-Hamilton cycle sets of having solutions and their properties*, 2019.
- [4] Zaks, Joseph, *Non-Hamiltonian non-Grinbergian graphs*, 1977.
- [5] Emanuels Grinbergs, *On planar regular graphs degree three without Hamiltonian cycles*, 2009.
- [6] G.N. Robertson, *Graphs under Girth, Valency, and Connectivity Constraints*, Ph. D. Thesis, University of Waterloo, Ontario, Canada, (1968).
- [7] J.A. Bondy, *Variations on the hamiltonian theme*, *Canad. Math. Bull.*, (1972) 57-62.
- [8] A.J. Schwenk, *Enumeration of Hamiltonian cycles in certain generalized Petersen graphs*, (1989) 53-59.
- [9] Chiba, Norishige, Nishizeki, Takao, *The Hamiltonian cycle problem is linear-time solvable for 4-connected planar graphs*, (1989).
- [10] Schmid, Andreas; Schmidt, Jens M., *Computing Tutte Paths*, (2018)
- [11] Björklund, Andreas, *Determinant sums for undirected Hamiltonicity*, (2010).