Sprawozdanie IV

Algorytmy z powracaniem

Piotr Tylczyński

31 maja 2019

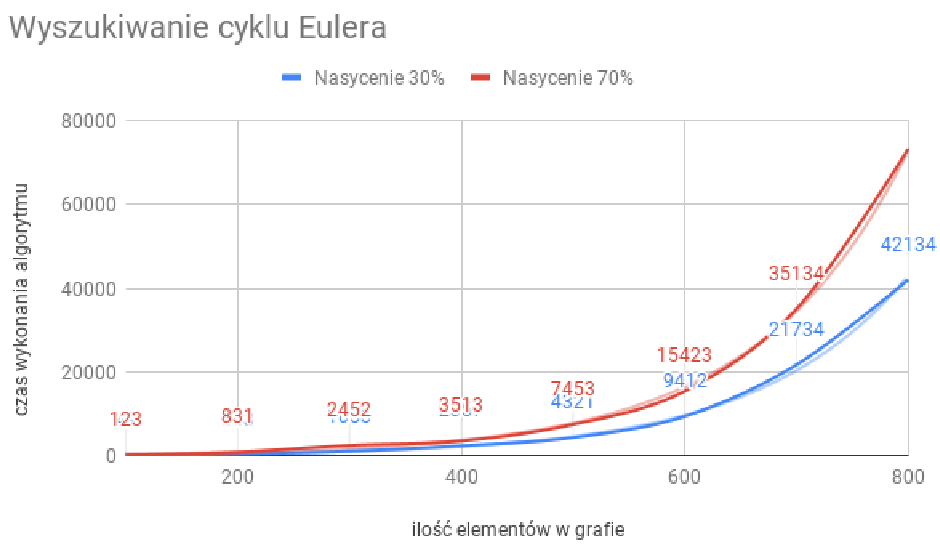
Spis treści

1 Nieskierowany cykl Eulera

1.1 Opis

Jest to taki cykl w grafie nieskierowanym, w którym da się przejść przez wszystkie krawędzie tego grafu, tak aby przez każdą krawędź przejść dokładnie raz. Cykl taki będzie istniał o ile każdy wierzchołek będzie miał parzysty stopień.

1.2 Złożoność algorytmu



Wybór reprezentacji Do zaimplementowania grafu została użyta tablica krawędzi. Taka reprezentacja gwarantuje stałą złożonosc czasową operacji stwierdzenia istnienia krawędzi, oraz liniową złożoność operacji wyszukiwania następników danegow wierzchołka.

Opis działania algorytmu Pierwszym krowkiem wykonania algorytmu jest wskazanie wierzchołka początkowego, wybór ten nie ma wpływu na powodzenie, lub nie wykonania algorytmu. Następnie algorytm korzystając z metody przeszukiwania grafu wszerz przechodzi przez wszystkie krawędzie, jednocześnie usuwając te, przez które przeszedł, oraz zapisując je do struktury wynikowej.

Złożoność czasowa Na złożoność czasową algorytmu mają wpływ

- ilość krawędzi
- złożoność czasowa wyszukiwania następników

Złożonośc czasowa to:

$$O(mn) \tag{1}$$

Wynika ona z:

$$\text{ilość operacji} = \text{czas szukania wszytskich następników} * \text{ilość wierzchołków} \tag{2}$$

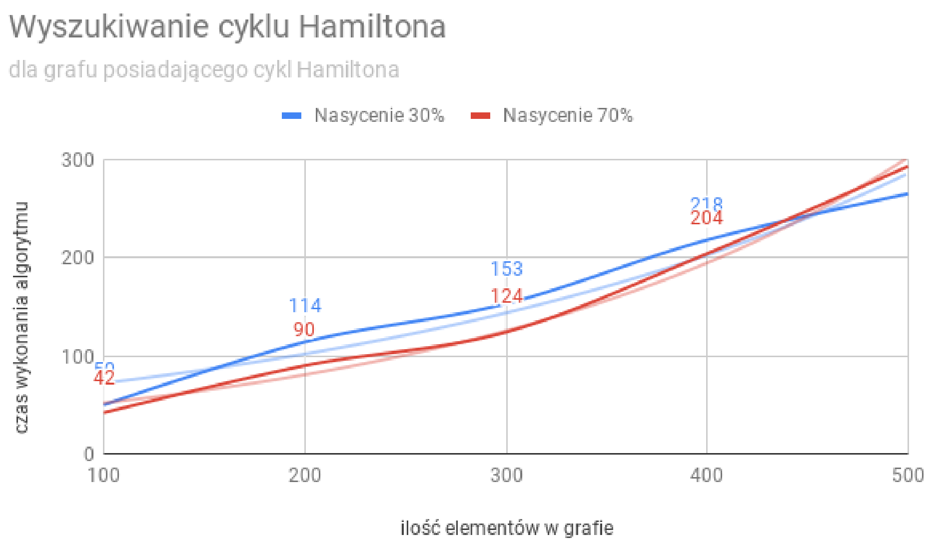
$$\text{ilość operacji} = n * n \tag{3}$$

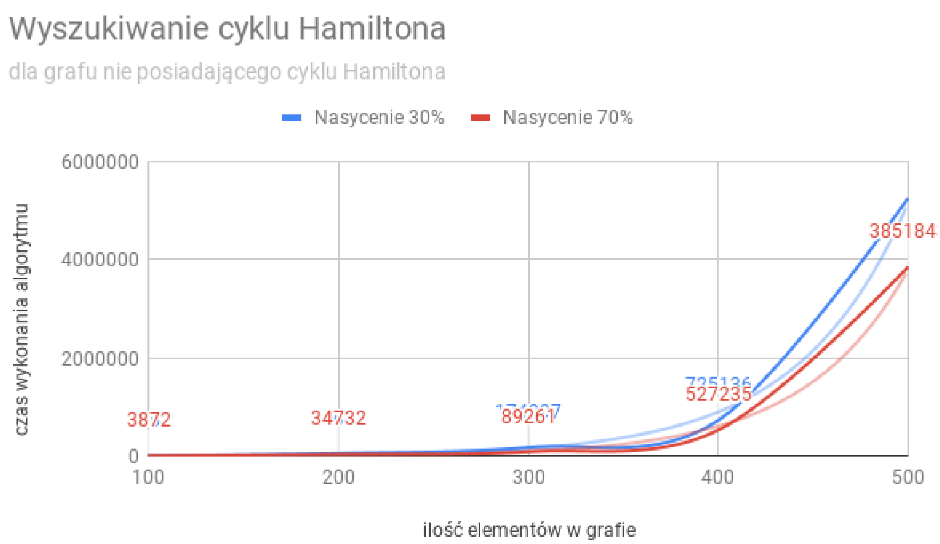
2 Nieskierowany cykl Hamiltona

2.1 Opis

Jest to atki cykl w grafie nieskierowany, który pozwala przejśc przez wszystkie wierzchołki grafu dokładnie raz.
Niestety w przeciwieństwie do nieskierowanego grafu Eulera, nie znaleźono jeszcze prostej metody na określenie istnienia nieskierowanego cyklu Hamiltona.

2.2 Złożonośc algorytmu





Wybór reprezentacji Do zaimplementowania grafu została użyta tablica krawędzi. Taka reprezentacja gwarantuje stałą złożonośc czasową operacji stwierdzenia istnienia krawędzi, oraz liniową złożoność operacji wyszukiwania następników danegow wierzchołka.

Opis działania algorytmu Pierwszym krokiem jest wskazania wierzchołka, od którego algorytm zacznie swoje wykonanie. Tak samo jak w poprzednim przypadku wybór wierzchołka nie ma wpływu na powodzenie lub nie wykonania algorytmu. Następnie algorytm odwiedza wszystkie wierchołki incydentne z wierchołkiem, w którym się znajduje, jednocześnie oznaczając wierchołki, które przebył jako odwiedzone. W momencie, w który wszystkie wierzchołki zostały odwiedzone zostaje sprawdzone czy ostatni wierzchołek, w który znajdował się algorytm jest połączony z wierzchołkiem, z którego algorytm rozpoczynał swoje działanie, jeśli tak jest ścieżka jaką przebył algorytm jest poszukiwanym cyklem Hamiltona. W przeciwnym wypadku należy cofnąć algorytm do momentu w którym istnieje możliwość wyboru innego wtedy jeszcze nieodwiedzonego wirchołka i wykonanie algorytmu od tego momentu jeszcze raz.

Złożonosc czasowa W najlepszym przypadku, czyli w momencie, w którym graf będzie skaład się tylko i wyłącznie z krawędzi tworzących cykl to złożoność czasowa będzie wynosić:

$$O(n) \tag{4}$$

Jednak w najgorszym przypadku, czyli gdy graf będzie pełny, złożność może wzrosnąć do:

$$O(n!) \tag{5}$$

Wynika to z potrzby sprawdzenia wszytkich możliwych ułożeń n wierzchołków, co w przypadku grafu pełnego może wymagać parmutacji bez powtórzeń n elementów.

Słownik terminów

G Spójny, nieskierowany graf. 8

m ilość krawędzi w grafie. 8

n ilość krawedzi. 8