Repairing Finite Automata with Missing Components

Naprawianie automatów skończonych
z brakującymi stanami i krawędziami

Julia Cygan, Patryk Flama

Bachelor of Engineering Thesis
Supervisor: PhD Jakub Michaliszyn

University of Wrocław
Faculty of Mathematics and Computer Science
Institute of Computer Science

12 stycznia 2026

Julia Cygan

. . . . . .
(adres zameldowania)

. . . . . .
(adres korespondencyjny)

PESEL: . . . . . .

e-mail: . . . . . .

Wydział Matematyki i Informatyki
stacjonarne studia I stopnia
kierunek: informatyka
nr albumu: . . . . . .

Patryk Flama

. . . . . .
(adres zameldowania)

. . . . . .
(adres korespondencyjny)

PESEL: . . . . . .

e-mail: . . . . . .

Wydział Matematyki i Informatyki
stacjonarne studia I stopnia
kierunek: informatyka
nr albumu: . . . . . .

Oświadczenie o autorskim wykonaniu pracy dyplomowej

Niniejszym oświadczamy, że złożoną do oceny pracę zatytułowaną *Repairing Finite Automata with Missing Components* wykonaliśmy samodzielnie pod kierunkiem promotora, dr Jakuba Michaliszyna. Oświadczamy, że powyższe dane są zgodne ze stanem faktycznym i znane nam są przepisy ustawy z dn. 4 lutego 1994 r. o prawie autorskim i prawach pokrewnych (tekst jednolity: Dz. U. z 2006 r. nr 90, poz. 637, z późniejszymi zmianami) oraz że treść pracy dyplomowej przedstawionej do obrony, zawarta na przekazanym nośniku elektronicznym, jest identyczna z jej wersją drukowaną.

Wrocław, 12 stycznia 2026

. . . . . .
(czytelny podpis)

. . . . . .
(czytelny podpis)

Abstract

Niniejsza praca dotyczy zagadnienia naprawy uszkodzonego deterministycznego automatu skończonego na podstawie próbek pozytywnych i negatywnych. Rozważany automat może zawierać brakujące krawędzie lub stany, co uniemożliwia jego poprawne działanie. W pracy analizowana jest złożoność obliczeniowa problemu, w tym jego przynależność do klasy NP oraz własności parametryzowane w kontekście algorytmów FPT i hierarchii W. Zaproponowano algorytm rozwiązujący rozważany problem, przeprowadzono jego analizę teoretyczną oraz przedstawiono implementację wraz z omówieniem optymalizacji i heurystyk wpływających na czas działania.

This thesis addresses the problem of repairing a damaged deterministic finite automaton using positive and negative samples. The considered automaton may contain missing transitions or states, which prevents it from functioning correctly. The work analyzes the computational complexity of the problem, including its membership in the class NP and its parameterized properties in the context of FPT algorithms and the W-hierarchy. An algorithm for solving the problem is proposed, followed by its theoretical analysis, as well as an implementation accompanied by a discussion of optimizations and heuristics affecting the running time.

Spis treści

Rozdział 1

Wstęp

Teoria automatów jest dziedziną informatyki teoretycznej, zajmująca się głównie badaniem abstrakcyjnych maszyn wykorzystywanych w celu modelowania obliczeń. Automat to model, który przetwarza dane wejściowe poprzez wykonywanie przejść pomiędzy kolejnymi stanami zgodnie ze zdefiniowanym sposobem reagowania na poszczególne symbole. Automat najczęściej definiowany jest jako graf z oznaczonymi krawędziami i określonymi wierzchołkami początku i końca. Jednym z najważniejszych i najczęściej badanych modeli są automaty skończone, które charakteryzują się skończonym zbiorem stanów.

Jedną z najważniejszych klas automatów skończonych są deterministyczne automaty skończone (ang. *Deterministic Finite Automata*, DFA). W modelu tym dla każdego stanu oraz symbolu alfabetu wejściowego zdefiniowane jest dokładnie jedno przejście do kolejnego stanu. Dzięki tej własności działanie automatu jest jednoznaczne i w pełni przewidywalne, co znacząco upraszcza jego analizę oraz implementację.

W kontekście uczenia automatów wyróżnia się dwa główne podejścia: uczenie aktywne i uczenie pasywne. Uczenie pasywne polega na konstruowaniu modelu automatu wyłącznie na podstawie gotowego zbioru przykładów wejściowych, bez możliwości zadawania dodatkowych pytań czy testowania hipotez w trakcie procesu uczenia. W praktyce oznacza to, że algorytm otrzymuje skończony zbiór słów oznaczonych jako akceptowane lub odrzucane i na tej podstawie próbuje odtworzyć strukturę automatu, który najlepiej odzwierciedla obserwowane zachowanie systemu. Podejście pasywne jest szczególnie użyteczne w sytuacjach, w których brak jest dostępu do „czarnej skrzynki" systemu lub gdy interaktywne testowanie wszystkich możliwych sekwencji wejściowych jest niemożliwe lub kosztowne. Pomimo swojej prostoty, uczenie pasywne wiąże się z szeregiem trudności teoretycznych i praktycznych, w tym ograniczeniem informacji wynikającym z niekompletności danych, możliwością istnienia wielu automatów zgodnych z tym samym zbiorem próbek oraz problemem minimalizacji otrzymanego modelu.

Jednym z fundamentalnych wyników w teorii pasywnego uczenia języków formalnych było wykazanie, że klasa języków regularnych nie jest identyfikowalna w granicy wyłącznie na podstawie pozytywnych przykładów **gold1967**. Istotnie ogranicza to możliwości pasywnego uczenia automatów skończonych bez dodatkowych założeń. Wynik ten miał istotny wpływ na dalszy rozwój wnioskowania gramatyk, wskazując na konieczność wykorzystywania zarówno przykładów pozytywnych, jak i negatywnych, bądź wprowadzania dodatkowych ograniczeń na strukturę danych uczących lub klasę rozważanych automatów.

W ostatnich latach problem pasywnego uczenia deterministycznych automatów skończonych pozostaje przedmiotem intensywnych badań. W jednej z nowszych prac autorzy koncentrują się na formalnej analizie problemu DFA-consistency, czyli określenia, czy

istnieje deterministyczny automat skończony, który akceptuje wszystkie pozytywne przykłady i odrzuca wszystkie negatywne przykłady dostarczone w zbiorze uczącym. Badając złożoność obliczeniową tego problemu oraz warianty wynikające z różnych ograniczeń na alfabet i strukturę danych uczących. Wykazano, że problem DFA-consistency jest NP-zupełny, nawet w przypadku alfabetów binarnych, co oznacza, że w ogólności nie istnieje znany algorytm wielomianowy rozwiązujący go dla wszystkich instancji **binproof2022**.

Inne podejście prezentują prace, w których rekonstrukcja deterministycznych automatów skończonych realizowana jest poprzez redukcję problemu uczenia do problemów spełnialności logicznej (SAT). Przykładem takiego rozwiązania jest narzędzie DFAMiner **dfaminer2024**, które konstruuje automat pośredni w postaci trójwartościowego automatu skończonego (3DFA), zawierającego stany akceptujące, odrzucające oraz stany typu nieistotne, umożliwiające dokładne rozpoznanie dostarczonych przykładów uczących. Następnie automat ten jest minimalizowany poprzez redukcję do problemu SAT, co pozwala na uzyskanie minimalnego automatu separującego, czyli deterministycznego automatu skończonego o najmniejszej możliwej liczbie stanów, który akceptuje wszystkie przykłady pozytywne i jednocześnie odrzuca wszystkie przykłady negatywne. Tego rodzaju automat nie musi w pełni określać języka docelowego, lecz jedynie rozdzielać (separować) dostarczone zbiory próbek. Przeprowadzone badania empiryczne wskazują, że tego typu podejścia mogą znacząco przewyższać klasyczne metody uczenia pasywnego pod względem efektywności obliczeniowej. Jednocześnie skuteczność metod opartych na redukcji do SAT pozostaje silnie uzależniona od kompletności oraz spójności danych uczących, a w przypadku próbek niepełnych lub sprzecznych liczba potencjalnych modeli rośnie wykładniczo, co istotnie komplikuje proces uczenia.

Pomimo znacznego postępu w dziedzinie pasywnego uczenia DFA, większość istniejących metod zakłada, że automat uczony jest konstruowany od podstaw na podstawie zbioru przykładów. W praktycznych zastosowaniach często spotyka się jednak sytuacje, w których dostępny jest częściowo zdefiniowany automat, zawierający brakujące stany, niepełne przejścia lub fragmentaryczną wiedzę o strukturze systemu. Tego rodzaju przypadki pojawiają się m.in. w inżynierii odwrotnej, analizie dziedziczonych systemów, rekonstrukcji protokołów komunikacyjnych oraz w procesach naprawy modeli formalnych.

Celem niniejszej pracy jest analiza problemu naprawy brakujących deterministycznych automatów skończonych na podstawie skończonego zbioru przykładów pozytywnych i negatywnych. Przez brakujący deterministyczny automat skończony rozumiany jest automat, w którym zbiór stanów oraz część przejść są określone poprawnie, natomiast pozostałe przejścia nie zostały zdefiniowane. Naprawa automatu polega na uzupełnieniu brakujących przejść w taki sposób, aby otrzymany automat był deterministyczny oraz zgodny z dostarczonym zbiorem przykładów. W rozważanym problemie zakłada się, że automat wejściowy jest dany z góry, a zbiór przykładów pozytywnych i negatywnych jest niesprzeczny, tzn. istnieje co najmniej jeden deterministyczny automat skończony, który jest zgodny zarówno z istniejącą strukturą automatu, jak i z dostarczonymi danymi uczącymi.

W pracy skoncentrowano się na teoretycznej analizie złożoności obliczeniowej problemu naprawy brakujących deterministycznych automatów skończonych. W szczególności wykazane zostanie, że rozważany problem jest NP-zupełny, a ponadto omówiona zostanie jego trudność w sensie klas parametryzowanych W[1] oraz W[2], jak również jego przynależność do klasy W[p]. Oprócz wyników teoretycznych zaprezentowany zostanie algorytm, rozwiązujący ten problem w czasie lepszym niż podejście brute force, wykorzystujący skoki przez zdefiniowane krawędzie. Skuteczność zaproponowanego rozwiązania zostanie porównana z heurystyką lokalnej naprawy automatów. Dodatkowo przeanalizo-

wany zostanie wpływ struktury automatu oraz zastosowanych strategii algorytmicznych na czas działania proponowanych metod.

Rozdział 2

Teoria

2.1 Definicja problemu, framework

Definicja 2.1.1 - Deterministyczny automat skończony (DFA)
Deterministyczny automat skończony (DFA) to szóstka uporządkowana $(Q, \Sigma, \delta, q_\lambda, \mathbb{F}_\mathbb{A}, \mathbb{F}_\mathbb{R})$, gdzie:

- Q to skończony zbiór stanów,
- Σ to skończony alfabet wejściowy,
- $\delta : Q \times \Sigma \to Q$ to funkcja przejścia,
- $q_\lambda \in Q$ to stan początkowy,
- $\mathbb{F}_\mathbb{A} \subseteq Q$ to zbiór stanów akceptujących,
- $\mathbb{F}_\mathbb{R} \subseteq Q$ to zbiór stanów odrzucających.

2.1.1 Definicja problemu

Definicja 2.1.2 - Problem naprawienia częściowego DFA
Wejście: częściowy automat deterministyczny $A = (Q, \Sigma, \delta, q_\lambda, \mathbb{F}_\mathbb{A}, \mathbb{F}_\mathbb{R})$, w którym:

- niektóre krawędzie w automacie mogły zostać usunięte, więc dla niektórych par $(q, a) \in Q \times \Sigma$ funkcja δ nie jest określona,
- niektóre stany $q \in Q$ mogły zostać usunięte z automatu (brakujące stany), więc nie należą one ani do $\mathbb{F}_\mathbb{A}$, ani do $\mathbb{F}_\mathbb{R}$,

oraz zbiory próbek $S^+ \subseteq \Sigma^*$ (słowa akceptowane) i $S^- \subseteq \Sigma^*$ (słowa odrzucane).

Wyjście: odpowiedź, czy istnieje uzupełnienie brakujących przejść, klasyfikacji stanów i ewentualne dodanie stanów tak, aby otrzymany automat był deterministyczny, posiadał najmniejszą możliwą liczbę stanów oraz akceptował wszystkie słowa z S^+ i odrzucał wszystkie słowa z S^-. W przypadku istnienia, należy podać takie uzupełnienie.

2.1.2 Trywialność przypadku brakujących stanów

W rozważanej wersji problemu dopuszczamy dodawanie brakujących stanów. Jest to jednak przypadek trywialny, bo możemy ograniczyć maksymalną liczbę stanów w automacie do liczby stanów w drzewie prefiksowym zbudowanym z próbek - jeżeli automat jest naprawialny, to będzie to automat rozwiązujący problem. Rozmiar takiego drzewa możemy ograniczyć przez $N = |S^+ \cup S^-| \cdot \max_{w \in S^+ \cup S^-} |w|$. Możemy więc dla każdej liczby stanów n w zakresie $[1, N]$ sprawdzać, czy istnieje naprawa automatu z dokładnie n stanami; od pewnej wartości n odpowiedź staje się pozytywna, co pozwala użyć wyszukiwania binarnego bez istotnej zmiany (i tak wykładniczej) złożoności.

Dlatego w dalszej części pracy zakładamy, że liczba stanów jest ustalona i nie rozważamy dodawania nowych.

2.1.3 Definicja problemu (uproszczona)

Definicja 2.1.3 - Problem naprawienia częściowego DFA (uproszczony)
Wejście: częściowy automat deterministyczny $A = (Q, \Sigma, \delta, q_\lambda, \mathbb{F}_\mathbb{A}, \mathbb{F}_\mathbb{R})$, w którym dla pewnych par $(q, a) \in Q \times \Sigma$ funkcja δ nie jest określona, oraz zbiory próbek $S^+ \subseteq \Sigma^*$ i $S^- \subseteq \Sigma^*$. Liczba stanów $|Q|$ jest ustalona.

Wyjście: odpowiedź, czy istnieje uzupełnienie brakujących przejść i klasyfikacji stanów tak, aby otrzymany automat był deterministyczny, akceptował wszystkie słowa z S^+ i odrzucał wszystkie słowa z S^-. W przypadku istnienia należy podać takie uzupełnienie.

2.2 NP-zupełność

2.2.1 Przynależność do NP

2.2.2 NP-trudność

2.3 FPT

2.3.1 W[1]-trudność

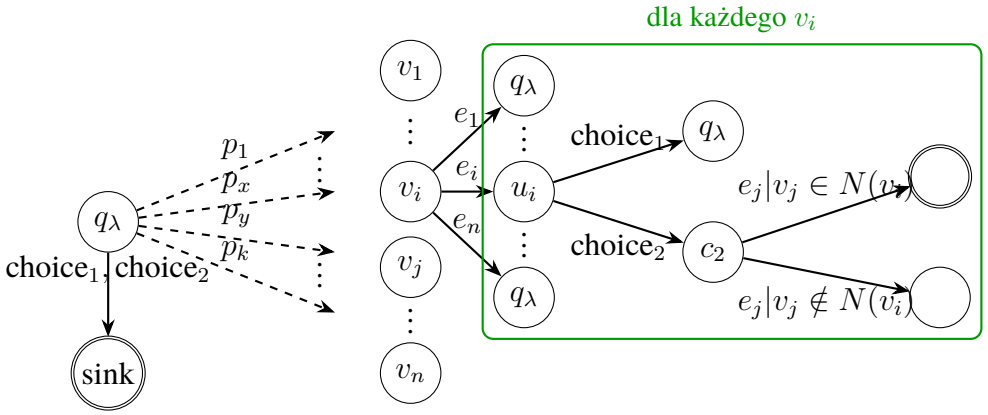
Definicja 2.3.1 - Problem klik
Wejście: graf nieskierowany $G = (V, E)$.
Wyjście: klika w grafie G, czyli podzbiór wierzchołków $V' \subseteq V$ taki, że dla każdej pary wierzchołków $u, v \in V'$ zachodzi $(u, v) \in E$.
Problem kliki należy do problemów NP-zupełnych.

Definicja 2.3.2 - Problem k-klik
Problem k-klik to zparametryzowana (*Fixed Parameter Traceability*) wersja problemu kliki, w której dodatkowo podana jest liczba całkowita k i należy odpowiedzieć, czy w grafie istnieje klika o rozmiarze co najmniej k.
Wejście: graf nieskierowany $G = (V, E)$ oraz liczba całkowita k.
Wyjście: odpowiedź, czy w grafie G istnieje kliką o rozmiarze co najmniej k, czyli podzbiór $V' \subseteq V$ taki, że $|V'| \geq k$ oraz dla każdej pary wierzchołków $u, v \in V'$ zachodzi $(u, v) \in E$.
Problem k-klik należy do klasy W[1]-zupełnych problemów.

Pokażemy, jak dla dowolnego wejścia do problemu k-klik skonstruować automat oraz próbki, będące wejściem do problemu naprawienia częściowego DFA, tak aby rozwiązanie problemu naprawienia częściowego DFA istniało wtedy i tylko wtedy, gdy w grafie istnieje klika o rozmżemy, jak dla dowolnego wejścia do problemu k-klik skonstruować automat oraz próbki, będące wejściem do problemu naprawienia częściowego DFA, tak aby rozwiązanie problemu naprawienia częściowego DFA istniało wtedy i tylko wtedy, gdy w grafie istnieje klika o rozmiarze co najmniej k. Dodatkowo pokażemy jak z rozwiązanego problemu naprawienia częściowego DFA wyprowadzić rozwiązanie problemu k-klik.

Dla $|\Sigma| = O(n)$

Na rysunku 2.1 przedstawiona jest konstrukcja automatu dla redukcji z k-klik, korzystająca z alfabetu o rozmiarze zależnym od liczby wierzchołków grafu.
Każdy stan q_λ odpowiada temu samemu stanowi początkowemu automatu. Przejścia p_i oznaczone przerywaną linią odpowiadają brakującym przejściom w automacie. Każde przejście, które nie jest zaznaczone, prowadzi do stanu odrzucającego (dowolne przejście ze stanu odrzucającego prowadzi z powrotem do niego).



Rysunek 2.1. Konstrukcja automatu dla redukcji z k-klik, korzystająca z alfabetu o rozmiarze zależnym od liczby wierzchołków grafu

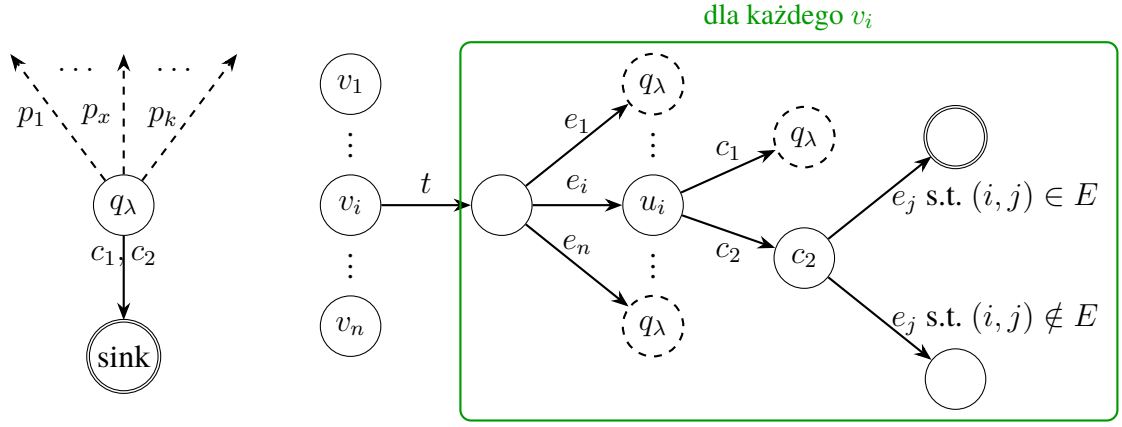
Idea konstrukcji:

Chcemy aby krawędzie p_i prowadziły do stanów v_j, które reprezentują wierzchołki w grafie. Jeżeli krawędź p_x prowadzi do stanu v_i, to oznacza, że wybieramy wierzchołek v_i jako x-ty wierzchołek w klice.
Dodatkowo nie możemy wybrać tego samego wierzchołka wielokrotnie, więc musimy zagwarantować, że dla różnych przejść p_x i p_y wybieramy różne wierzchołki v_i i v_j.
Na koniec musimy zagwarantować, że wybrane wierzchołki tworzą klikę, czyli że każdy wybrany wierzchołek jest połączony z każdym innym wybranym wierzchołkiem.

Gwarancja prowadzenia brakujących krawędzi p_x **do wierzchołków** v_i

Zagwarantowanie tego faktu opiera się na prostej obserwacji: krawędź choice$_i$, nie prowadząca do stanu odrzucającego, znajduje się za wierzchołkami v_i. Oznacza to, że aby słowo zostało zaakceptowane, musimy przejść przez krawędź p_x do któregoś ze stanów v_i, a następnie przez krawędź choice$_i$ do stanu akceptującego.

Aby uprościć tą obserwację, możemy dodać dodatkową krawędź między stanem v_i a wierzchołkami u_i, tak jak na rysunku 2.2.
W takim przypadku, aby zagwarantować przejście krawędzią p_x do któregoś ze stanów v_i, dodajemy w każdej próbce literę test zaraz po literze p_x. W ten sposób, aby słowo zostało zaakceptowane, musimy przejść krawędzią p_x do któregoś ze stanów v_i, a następnie krawędzią test do stanu akceptującego.
y



Rysunek 2.2. Konstrukcja automatu dla redukcji z k-klik, korzystająca z alfabetu o rozmiarze zależnym od liczby wierzchołków grafu

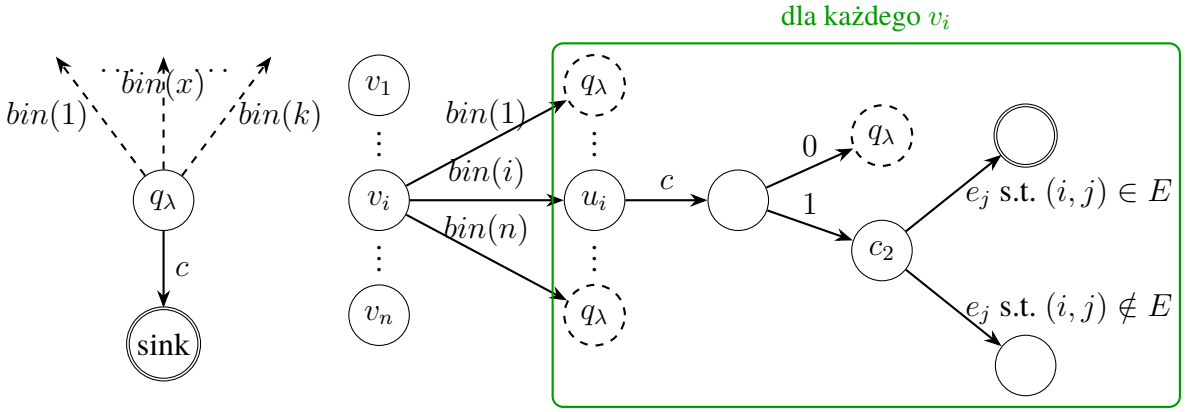
Wybór różnych wierzchołków v_i dla różnych przejść p_x

Aby uniemożliwić wybór tego samego v_i dla różnych przejść p_x oraz p_y wystarczy stworzyć próbki postaci:

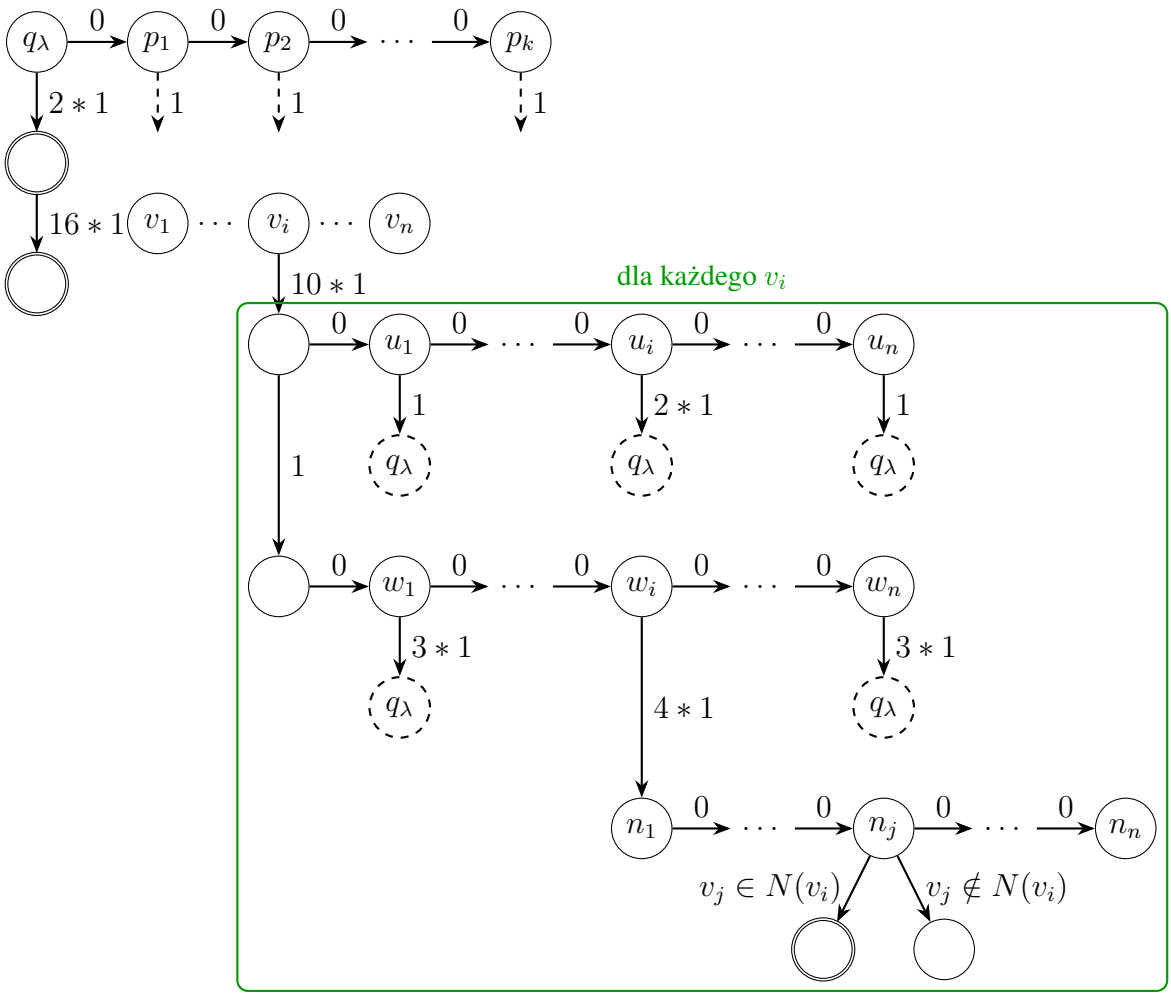
$$\forall x, y \in 1..k, i \in 1..ns_{x,y,i} \in S^+ p_x \text{ test } e_i \text{ choice}_1 \ p_y \text{ test } e_i$$

Gwarancja, że wybrane wierzchołki v_i tworzą klikę w oryginalnym grafie

Dla $|\Sigma| = 3$



Rysunek 2.3. Konstrukcja automatu dla redukcji z k-klik, korzystająca z alfabetu o rozmiarze 3



Rysunek 2.4. Konstrukcja automatu dla redukcji z k-klik, korzystająca z alfabetu o rozmiarze 2

Dla $|\Sigma| = 2$

2.3.2 W[2]-trudność

2.3.3 Przynależność do W[P]

Rozdział 3

Algorytmy

3.1 Podejście Brute Force

Podejście brute force polega na sprawdzeniu całej przestrzeni przeszukiwań, tzn. zapełnienia brakujących przejść w automacie każą możliwą kombinacją, a następnie zasymulowania każdej z próbek i sprawdzeniu czy kończy w stanie zgodnym z danymi wejściowymi. Algorytm kończy działanie w momencie znalezienia właściwej kombinacji.

Złożoność obliczeniowa

Czas algorytmu wynosi $\mathcal{O}(N^k \cdot M \cdot |S|)$, gdzie N to liczba stanów, k to liczba brakujących przejść, M to maksymalna długość próbki, a $|S|$ to liczba próbek.

3.2 Algorytm ze skokami (Jump Tables)

Algorytm ze skokami stanowi optymalizację symulacji przechodzenia próbką po automacie, z algorytmu Brute Force. Jego głównym celem jest zredukowanie liczby krawędzi, które muszą być przetworzone podczas weryfikacji próbki z automatem.
Możemy zaobserwować, że przechodzenie po *znanych* krawędziach - czyli takich przejściach które dostaliśmy na wejściu - może często prowadzić do redundantnych obliczeń, ponieważ występują one często w automacie, a utworzone z nich ścieżki są jednoznacznie określone dla dowolnej wersji naprawionego automatu.

Dlatego też konstrukcja algorytmu opiera się na stworzeniu struktury, która dla każdego możliwego sufiksu próbek oraz każdego stanu automatu, pozwala na natychmiastowe wyznaczenie stanu docelowego - osiągalnego przy użyciu wyłącznie znanych krawędzi, przeskakując przy tym możliwie najdłuższy fragment podanego sufiksu.
Do algorytmu wprowadzany jest etap wstępnego przetwarzania, gdzieopisana struktura jest wyliczana w postaci tablic skoków. Następnie, podczas walidacji automatu, przechodząc próbką po automacie korzystamy z tablicy skoków, aby przeskoczyć fragmenty składające się ze *znanych* krawędzi.

W efekcie wykonamy jedynie tyle kroków, ile jest *brakujących* krawędzi na ścieżce odpowiadającej danej próbce w automacie.

Budowa tablic skoków

Tablice skoków budowane są niezależnie dla zbioru przykładów pozytywnych oraz negatywnych. Dla każdej próbki w o długości maksymalnie L konstruowana jest tablica DP, w której wpis $DP[i][q]$ opisuje efekt przetworzenia najdłuższego możliwego fragmentu próbki w, zaczynając od pozycji i w stanie q, bez użycia brakujących przejść.

Algorithm 1: Budowa tablic skoków

Input: Automat $A = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$, zbiór próbek S
Output: Tablica skoków JT
foreach *próbka* $w \in S$ **do**
  $L \leftarrow |w|$;
  Utwórz tablicę $DP[0 \dots L][0 \dots |Q| - 1]$;
  foreach *stan* $q \in Q$ **do**
    $DP[L][q] \leftarrow (q, L)$;
  for $i \leftarrow L - 1$ **to** 0 **do**
    foreach *stan* $q \in Q$ **do**
      if $\delta(q, w[i])$ *jest nieokreślone* **then**
        $DP[i][q] \leftarrow (q, i)$;
      else
        $q' \leftarrow \delta(q, w[i])$;
        $DP[i][q] \leftarrow DP[i + 1][q']$;
  Dodaj DP do JT;
return JT

Walidacja automatu z użyciem tablic skoków

Po skonstruowaniu tablic skoków algorytm wykorzystuje je podczas walidacji każdego kandydata. Zamiast symulować próbki krok po kroku, algorytm wykonuje skoki pomiędzy pozycjami, aż napotka fragment zależny od brakującego przejścia.

Algorithm 2: Walidacja automatu z wykorzystaniem tablic skoków

Input: Automat A, próbki S, tablica skoków JT, oczekiwany wynik b
Output: true jeśli automat jest zgodny z próbkami, false w przeciwnym razie

```
foreach próbka w_i ∈ S do
    q ← q_0, pos ← 0;
    while pos < |w_i| do
        (q', pos') ← JT[i][pos][q];
        if (q', pos') = (q, pos) then
            if δ(q, w_i[pos]) jest nieokreślone then
                Przerwij symulację tej próbki;
            q ← δ(q, w_i[pos]);
            pos ← pos + 1;
        else
            q ← q', pos ← pos';
    if (q ∈ F) ≠ b then
        return false;
return true
```

Integracja z algorytmem pełnego przeszukiwania

Algorytm ze skokami nie modyfikuje samej strategii przeszukiwania przestrzeni możliwych uzupełnień brakujących przejść. Zastępuje on jedynie klasyczną procedurę walidacji automatu zoptymalizowaną wersją wykorzystującą tablice skoków. Dzięki temu zachowana zostaje pełna poprawność algorytmu brute force, przy jednoczesnym istotnym zmniejszeniu czasu weryfikacji pojedynczego kandydata w praktyce.

Analiza wydajności

Czas budowy tablic skoków wynosi $\mathcal{O}(|S| \cdot M \cdot N)$, gdzie $|S|$ to liczba próbek, M to maksymalna długość próbki, a N to liczba stanów automatu.

Z założeń wynika, że przy walidacji próbki wykonamy tyle kroków, ile jest brakujących przejść na ścieżce odpowiadającej danej próbce w automacie. W najgorszym przypadku, gdy wszystkie przejścia są brakujące lub co drugie przejście jest brakujące, czas walidacji pozostaje $\mathcal{O}(M)$. W praktyce jednak, dla automatu z niewielką liczbą brakujących przejść, czas ten może być znacznie mniejszy.

3.2.1 Heurystyka naprawy automatu z losowymi restartami

Heurystyka oparta jest na algorytmie hill climbing **hill_climbing** z losowymi restartami, w którym każda modyfikacja przejścia automatu oceniana jest poprzez globalną funkcję celu równą liczbie próbek naruszających specyfikację wejściową.

Rozdział 4

Implementacja

Rozdział 5

Eksperymenty

Przez eksperymenty chcieliśmy pokazać wyraźnie szybsze działanie algorytmu ze skokami w stosunku do reszty. Chcieliśmy również zbadać zależność zmiany parametrów liczby próbek oraz długości próbek w stosunku do czasu wykonywania. W poniższych wynikach zdecydowaliśmy się pominąć przedstawienie heurystyki, ze względu na jej zbyt długi czas działania w stosunku do reszty.

Testy przeprowadzaliśmy na stałych parametrach, jedynie badany parametr jest zmieniany. Automat oraz próbki przygotowywaliśmy w podany sposób: - generowaliśmy losowy automat pełny - na podstawie tak wygenerowanego automatu generowaliśmy losowe próbki - losowo usuwaliśmy przejścia z automat, które są zawarte w próbce/próbkach. Dzięki temu automatycznie wykluczamy wszystkie przypadki przejść, które mogłyby zostać poprowadzone w dowolny sposób i zakłócać testowanie.

Rozdział 6

Podsumowanie

Dodatek A

Aneks

A.1 Podział pracy