

Erklärung der Urheberschaft

Hiermit erkläre ich, dass ich die vorliegende Arbeit selbstständig und eigenhändig sowie ohne unerlaubte fremde Hilfe und ausschließlich unter Verwendung der aufgeführten Quellen und Hilfsmittel angefertigt habe.

Berlin, _____

Unerschrift



Technische Universität Berlin
Fakultät IV – Elektrotechnik und Informatik
Modelle und Theorie Verteilter Systeme

Bachelorarbeit

Automatisierte Reduktion von reaktiver zu starker Bisimilarität

Zead Alshukairi
Matrikel-Nr. 402861

Betreuer: Benjamin Bisping
Erster Prüfer: Prof. Dr. Uwe Nestmann
Zweiter Prüfer: Prof. Dr. Stephan Kreutzer

Berlin
November 2022

Abstrakt

Diese Arbeit stellt ein Werkzeug vor, das eine reaktive Bisimilarität [vG20] auf beschrifteten Transitionssysteme mit Timeouts (LTS_t) [vG21a] überprüft.

Das Werkzeug ist anhand einer von mir automatisierten Reduktion von reaktiver zu starker Bisimilarität [Poh21] und ein Tool-Set von dem mCRL2-Projekt [mCR19] entwickelt.

Es können ein Paar oder alle Paare von Prozessen des eingegebenen LTS_t auf eine reaktive Bisimilarität überprüft werden. Außerdem implementiere ich in dieser Arbeit eine Verbesserungsmöglichkeit bezüglich der Komplexität des Algorithmus der Reduktion. Die Komplexität ist vom exponentiellen Aufwand auf linearen vermindert. Die Verbesserung des Algorithmus ermöglicht eine schnellere und effiziente Überprüfung von großen Systemen, bei denen die ursprüngliche Version nur mit sehr langer Ausführungszeit auskommt.

Inhaltsverzeichnis

Inhaltsverzeichnis	4
1 Einführung	5
2 Hintergrund	6
2.1 Beschriftete Transitionssysteme	6
2.1.1 Definition	6
2.1.2 Beispiel	7
2.2 Starke Bisimilarität	7
2.2.1 Definition	7
2.2.2 Beispiele	8
2.3 Reaktive Bisimilarität	8
2.3.1 Definition	9
2.3.2 Beispiel	9
2.4 Reduktion von reaktiver zu starker Bisimilarität	10
2.4.1 Definition	10
2.4.2 Beispiel	11
2.4.3 Funktionalität der Reduktion	12
2.5 Das mCRL2 Projekt	13
3 Ansatz	13
3.1 Kernidee	14
3.2 Ursprünglicher Algorithmus	15
3.3 Verbesselter Algorithmus	17
3.4 Eine einzige Umgebungsaktion $E_{\{\dots\}}$ anstatt von verschiedenen .	18
3.5 Überprüfung aller Paare oder von nur einem Paar	19
4 Evaluation	20
4.1 Beispiel 1	20
4.2 Beispiel 2	20
4.3 Beispiel 3	21
4.4 Beispiel 4	21
4.5 Beispiel 5	22
4.6 Beispiel 6	23
4.7 Beispiel 7	23
5 Verwendungsweise	24
6 Fazit	24

1 Einführung

Verschiedene Äquivalenzbegriffe wie starke Bisimilarität [AALS07, S. 42–61] und reaktive Bisimilarität [vG20, S. 3–6] können auf beschriftete Transitionssysteme [AALS07, S. 20–25] angewandt werden.

Bisimilaritätsmodelle, die keine Timeouts definieren, wie starke und schwache Bisimilarität [AALS07, 3.4 Weak bisimilarity], werden in beschrifteten Transitionssysteme ohne Timeouts (LTS_s) [AALS07, S. 20–25] benutzt.

Reaktive Bisimilarität ist jedoch ein Bisimilaritätsmodell, welches Timeouts benötigt und wird deswegen auf beschrifteten Transitionssystemen mit Timeouts (LTS_t) [vG21a] verwendet.

Ein beschriftetes Transitionssystem kann ein System mit dessen Aktionen zwischen Prozessen modellieren [Poh21, S. 8] und wir können darauf verschiedene Äquivalenzbegriffe anwenden, somit ist die Existenz von Algorithmen für die verschiedenen Äquivalenzbegriffe auf solche Systemen von Bedeutung. Damit bei Test- oder experimentellen Zwecke auf den theoretischen Vergleich verzichtet und den damit verbundenen Zeitverlust gespart werden kann.

Es existieren mehrere Algorithmen und Tools, die verschiedene Äquivalenzbegriffe behandeln. Ein Beispiel dafür ist das mCRL2-Projekt [mCR19], wo verschiedene Algorithmen von z.B. starker und schwacher Bisimilarität implementiert bzw. automatisiert wurden. Diese Algorithmen können auf Transitionssystemen ausgeführt werden, die im mCRL2 in einem Spezifikationsformat [mCR19, S. 23–25] geschrieben sind.

Der neue Äquivalenzbegriff reaktive Bisimilarität ist ein wichtiges Bisimilaritätsmodell. Denn dort werden Systeme behandelt, deren Implementierung Zeitüberschreitungen (Timeouts) enthalten [vG20, S. 3–6]. Diese können aber von anderen Bisimilaritätsmodelle wie starker Bisimilarität nicht richtig verglichen werden, da solche ein System in Prozess-Algebra wie CCS ohne Timeouts [AALS07, S. 9–35] nicht korrekt modelliert werden kann [vG20, S. 35].

Gegenseitiger Ausschluss (mutual exclusion) [Lam19a] und [Lam19b] ist ein Problem, das zwischen parallelen Prozessen bestehen kann, wenn mindestens zwei Prozesse versuchen einen kritischen Bereich zu betreten. Ein kritischer Bereich ist ein Code-Abschnitt, wo eine geteilte Variable überschrieben werden soll. Solche Probleme werden gelöst, indem man nur einen Prozess diesen kritischen Code-Abschnitt betreten lässt. Alle andere Prozesse, die auch diesen Code-Abschnitt betreten möchten, müssen **warten**.

Genau hier kann reaktive Bisimilarität ihre Rolle für den Vergleich spielen. Dank [vG20, S. 3–6] können wir solche Systeme vergleichen. Wir wollen einen Algorithmus haben, der diese Aufgabe erledigt, um den Vergleich automatisiert auszuführen.

An dieser Stelle hebe ich die Arbeit von POHLMANN [Poh21] hervor, wo eine Reduktion definiert wird, die Systeme von reaktiver zu starker Bisimilarität reduziert. Das heißt, wir können zwei Prozesse auf starke Bisimilarität anstatt auf reaktive Bisimilarität überprüfen, sodass das [Theorem 1](#) gilt.

Diese Reduktion ist algorithmisch und kann automatisiert werden.

In dieser Arbeit habe ich ein Werkzeug in Java entwickelt, das eine reaktive Bisimilarität [vG20, S. 3–6] überprüft.

Der implementierte Algorithmus basiert auf der oben erwähnten mathematisch bewiesenen Reduktion [Poh21, S. 33–41], sodass mein Werkzeug mit

mCRL2 kompatibel ist, damit die Ausgabe des Algorithmus also das reduzierte System in mCRL2 auf die starke Bisimilarität überprüft werden kann.

Ich habe zuerst in meinem Werkzeug die Reduktion roh implementiert und dann verbessert. Der Benutzer kann auswählen, ob der ursprüngliche Algorithmus oder die verbesserte Version zur Überprüfung ausgeführt werden soll. Es können auch ein Paar oder alle Paare von Prozessen auf reaktive Bisimilarität überprüft werden.

Zuerst führe ich wichtige Begriffe wie beschriftete Transitionssysteme, starke und reaktive Bisimilarität ein. Dann kann man in die Reduktion von reaktiver zu starker Bisimilarität einsteigen. Danach stelle ich einiges vom mCRL2-Projekt vor und am Ende erkläre ich mein Werkzeug.

Diese Arbeit ist wie folgt strukturiert:

Im Abschnitt [Hintergrund](#) stelle ich beschriftete Transitionssysteme, starke und reaktive Bisimilarität, mCRL2 und die Reduktion von reaktiver zu starker Bisimilarität vor. Bei vertrauten Kenntnissen in diesen Themen kann diesen Abschnitt übersprungen werden. Sonst ist es empfehlenswert, diesen Abschnitt zu lesen. Der Abschnitt [Ansatz](#) zeigt, wie mein Werkzeug aufgebaut ist, die Arbeitsweise des ursprünglichen Algorithmus und die verbesserte Version. Im Abschnitt [Evaluation](#) kann man dann erkennen, wie effektiv die verbesserte Version des Algorithmus ist. Dort zeige ich den Unterschied zwischen dem ursprünglichen und verbesserten Algorithmus. Der Abschnitt [Verwendungsweise](#) erklärt, wie mein Werkzeug anzuwenden ist. Am Ende diskutiere ich im Abschnitt [Fazit](#) das allgemeine Ergebnis sowie mögliche, zukünftige, mit meinem Thema verwandte Arbeiten.

2 Hintergrund

2.1 Beschriftete Transitionssysteme

Ein beschriftetes Transitionssystem [[AALS07](#), S. 20–25] besteht aus Zuständen und Aktionen. Diese Aktionen passieren, wenn eine Transition zwischen zwei Zuständen genommen wird. Alle Transitionen sind mit Aktionen aus einer gegebenen Menge A beschriftet. Die Zustände können auch benannt werden. Die folgende Definition ist aus [[AALS07](#), Definition 2.1].

2.1.1 Definition

Ein beschriftetes Transitionssystem LTS ist ein Tripel $(Proc, Act, \{\xrightarrow{\alpha} \mid \alpha \in Act\})$, mit

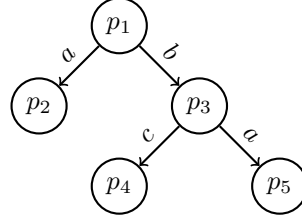
- $Proc$: Menge der Zustände.
- Act : Menge der Aktionen.
- $\xrightarrow{\alpha} \in Proc \times Proc$, für alle $\alpha \in Act$.

Dass eine Aktion $a \in Act$ zwischen Prozessen $p, p' \in Proc$ passiert, stellen wir als Tripel (p, a, p') oder durch die intuitive Notation $p \xrightarrow{a} p'$ dar.

Ein LTS kann reaktive Systeme modellieren [[Poh21](#), S. 8], wo die starke und reaktive Bisimilarität angewandt werden kann ([[AALS07](#), S. 42–61] und [[vG20](#), S. 3–6]).

Gleich werde ich LTS_s für starke Bisimilarität und LTS_t für reaktive Bisimilarität vorstellen.

2.1.2 Beispiel



Wir sehen in diesem LTS , dass der Prozess p_1 zwei Aktionen nach p_2 und p_3 vornehmen kann.

2.2 Starke Bisimilarität

Ein normales beschriftetes Transitionssystem wird als LTS_s [vG21a, S. 1] bezeichnet. Das ist ein beschriftetes Transitionssystem, welches nur die sichtbaren Aktionen in der gegebenen Menge A und die Aktion τ enthalten kann. Die τ Aktion ist nicht beobachtbar und somit gehört sie nicht zu der Menge A .

Eine starke Bisimilarität [AILS07, S. 42–61] ist auf Zuständen eines gegebenen LTS_s definiert und ist die feinste Verhaltensäquivalenz auf Transitionssystemen [Poh21, Strong Bisimilarity]. Dieser Begriff betrachtet alle Aktionen in der gegebenen Menge A und auch die versteckte Aktion τ .

Die folgende Definition ist aus [AILS07, Definition 3.2].

2.2.1 Definition

Sei:

- LTS_s : Ein normales beschriftetes Transitionssystem.
- Act : Die gegebene Menge der Aktionen im LTS_s .
- z_i, z'_i : Zustände in einem LTS_s , mit $i \in \mathbb{N}$.

Eine starke Bisimulation ist eine binäre Relation \mathfrak{R} auf einer Menge von Zuständen in einem LTS_s , wenn es für alle $z_1 \mathfrak{R} z_2$ eine Aktion α gibt, mit den Eigenschaften:

- Wenn $z_1 \xrightarrow{\alpha} z'_1$, dann gibt es eine Transition $z_2 \xrightarrow{\alpha} z'_2$ und $z'_1 \mathfrak{R} z'_2$.
- Wenn $z_2 \xrightarrow{\alpha} z'_2$, dann gibt es eine Transition $z_1 \xrightarrow{\alpha} z'_1$ und $z'_1 \mathfrak{R} z'_2$.

Zwei Zustände z_1 und z_2 sind stark bisimilar, geschrieben $z_1 \sim z_2$, wenn sie in einer starken Bisimulation enthalten sind.

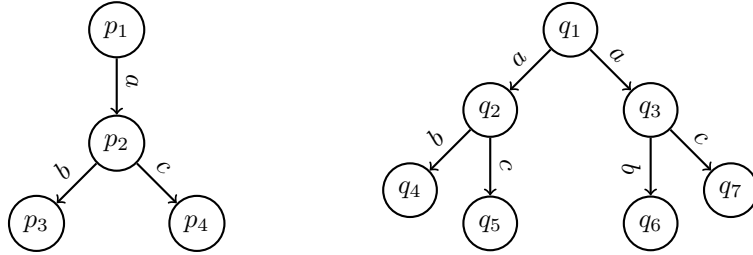
2.2.2 Beispiele



Die Prozesse p_1 und q_1 sind nicht stark bisimilar, weil nach der Ausführung der Aktion a ausgehend von p_1 der Nachfolger-Prozess p_2 entscheiden kann, ob er die Aktion c oder b vornimmt.

Jedoch wird bei dem Prozess q_1 mit der nicht-deterministischen [Poh21, 8] Ausführung der Aktion a entschieden, was der Nachfolger-Prozess ausführen wird.

Somit kann der einzige von p_1 -Nachfolger-Prozess p_2 die Aktion c ausführen, wenn der Prozess q_1 die Aktion a nach q_2 wählen würden und q_2 kann die Aktion c nicht nachmachen, da er über eine solche Aktion nicht verfügt. Auf der anderen Seite wird der einzige von p_1 -Nachfolger-Prozess p_2 die Aktion b ausführen, wenn der Prozess q_1 die Aktion a nach q_3 wählen würde und q_3 kann die Aktion b nicht simulieren.



In diesem Beispiel sind die Prozesse p_1 und q_1 jedoch stark bisimilar, denn nach der Ausführung der a Aktionen ist es bei allen Nachfolger-Prozessen von p_1 und q_1 möglich, zwischen den Aktionen b und c zu wählen.

2.3 Reaktive Bisimilarität

Ein beschriftetes Transitionssystem mit Zeitüberschreitungen (Timeouts) wird als LTS_t [Poh21, S. 20] bezeichnet. Dieses Transitionssystem kann nicht nur die Aktionen in der gegebenen Menge A und die Aktion τ enthalten, sondern auch eine Timeout-Aktion t .

Eine reaktive Bisimilarität [vG20, S. 3–6] ist auf Zuständen eines gegebenen LTS_t definiert. Reaktive Bisimilarität ist eine schwächere Variante von starker Bisimilarität, da reaktive Bisimilarität in bestimmten Fällen Umgebungen haben kann, wo ein Prozess bestimmte Aktionen nicht vornehmen kann, obwohl diese tatsächlich existieren.

Die folgende Definition ist aus [vG20, Definition 1].

2.3.1 Definition

Sei

- Act : Menge von Aktionen.
- LTS_t : Ein Transitionssystem mit Timeouts.
- P : Die Menge der Prozesse in einem LTS_t .
- t : Die spezielle Timeout-Aktion.
- A : Eine Menge von Aktionen, mit $A \subseteq Act \setminus \{\tau, t\}$.
- X : Eine Menge von Aktionen, mit $X \subseteq A$.
- a_i, b_j, \dots, z_h : Zustände in P und $i, j, h \in \mathbb{N}$.
- $\mathcal{I}(p_1)$: Die initiale Aktionen von Prozess $p_1 \in P$.
- $\mathcal{P}(A)$: Die Potenzmenge von A .

Eine reaktive Bisimulation ist eine symmetrische Relation:

$$\mathfrak{R} \subseteq (P \times \mathcal{P}(A) \times P) \cup (P \times P)$$

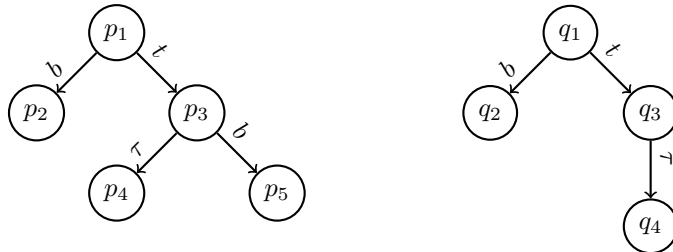
Das bedeutet, dass $(p_1, X, q_1) \in \mathfrak{R} \Leftrightarrow (q_1, X, p_1) \in \mathfrak{R}$ und $(p_1, q_1) \in \mathfrak{R} \Leftrightarrow (q_1, p_1) \in \mathfrak{R}$, mit:

- wenn $(p_1, q_1) \in \mathfrak{R}$ und $p_1 \xrightarrow{\tau} p_2$, dann existiert ein q_2 , mit $q_1 \xrightarrow{\tau} q_2$ und $(p_2, q_2) \in \mathfrak{R}$
- wenn $(p_1, q_1) \in \mathfrak{R}$, dann $(p_1, X, q_1) \in \mathfrak{R}$ für alle $X \subseteq A$

und für alle $(p_1, X, q_1) \in \mathfrak{R}$ gilt:

- wenn $p_1 \xrightarrow{a} p_2$ mit $a \in X$, dann existiert ein q_2 , mit $q_1 \xrightarrow{a} q_2$ und $(p_2, q_2) \in \mathfrak{R}$.
- wenn $p_1 \xrightarrow{\tau} p_2$, dann existiert ein q_2 , mit $q_1 \xrightarrow{\tau} q_2$ und $(p_2, X, q_2) \in \mathfrak{R}$.
- wenn $\mathcal{I}(p_1) \cap (X \cup \{\tau\}) = \emptyset$, dann $(p_1, q_1) \in \mathfrak{R}$ und
- wenn $\mathcal{I}(p_1) \cap (X \cup \{\tau\}) = \emptyset$ und $p_1 \xrightarrow{t} p_2$, dann existiert q_2 mit $q_1 \xrightarrow{t} q_2$ und $(p_2, X, q_2) \in \mathfrak{R}$.

2.3.2 Beispiel



Die Unterprozesse p_3 und q_3 sind nicht reaktiv bisimilar, da p_3 eine Aktion b ausführen kann, welche q_3 nicht simulieren kann. Jedoch sind die Prozesse p_1 und q_1

reaktiv bisimilar, da der t -Nachfolger p_3 im Vergleich zum einzigen t -Nachfolger q_3 sich bereits wegen der Timeout-Aktion in einer Umgebung befinden [vG20, S. 3–6], die einen b Schritt verbietet. In diesem Sinne können die t -Nachfolger keine b Aktion ausführen.

2.4 Reduktion von reaktiver zu starker Bisimilarität

Dieses Konzept [Poh21] beschäftigt sich mit der Transformation vom LTS_t [vG21a] auf LTS_s [AALS07, S. 20–25], sodass folgendes gilt:

Theorem 1. *Zwei Prozesse p und q sind im LTS_t reaktiv bisimilar genau dann, wenn die dazugehörigen $\mathcal{V}(p)$ und $\mathcal{V}(q)$ in LTS_s stark bisimilar sind [Poh21, S. 39].*

Die folgende Definition ist aus [Poh21, A Mapping for Transition Systems].

2.4.1 Definition

Die Transformation ist wie folgt definiert:

- $Proc$: Menge von Prozessen und $a, a', b, b', \dots, z, z'$: Zustände in $Proc$.
- Act : Menge von Aktionen.
- t_ε : Spezielle Aktion.
- t : Spezielle Timeout-Aktion.
- A : Menge von Aktionen, mit $A = Act \setminus \{\tau, t\}$.
- E_X : Spezielle Aktion, mit $X \subseteq A$.

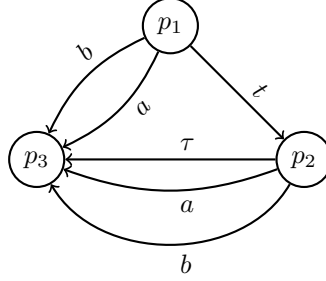
Es wird angenommen, dass $t_\varepsilon \notin Act$ und $\forall X \subseteq A. E_X \notin Act$.

Dann ist Folgendes definiert: $\mathcal{T}_v = (Proc_v, Act_v, \rightarrow_v)$, mit

- $Proc_v = \{\mathcal{V}(p) \mid p \in Proc\} \cup \{\mathcal{V}_X(p) \mid p \in Proc \wedge X \subseteq A\}$.
- $Act_v = Act \cup \{t_\varepsilon\} \cup \{E_X \mid X \subseteq A\}$.
- und \rightarrow_v ist bei den folgenden Regeln definiert:

$$\begin{array}{ll}
1) \frac{p \xrightarrow{\tau} p'}{\mathcal{V}(p) \xrightarrow{\tau}_v \mathcal{V}(p')} & 2) \frac{}{\mathcal{V}(p) \xrightarrow{E_X}_v \mathcal{V}_X(p)} \quad X \subseteq A \\
3) \frac{p \xrightarrow{a} p'}{\mathcal{V}_X(p) \xrightarrow{a}_v \mathcal{V}(p')} \quad a \in X & 4) \frac{p \xrightarrow{\tau} p'}{\mathcal{V}_X(p) \xrightarrow{\tau}_v \mathcal{V}_X(p')} \\
5) \frac{p \xrightarrow{\tau} \forall \alpha \in X \cup \{\tau\}}{\mathcal{V}_X(p) \xrightarrow{t_\varepsilon}_v \mathcal{V}(p)} & 6) \frac{p \xrightarrow{\tau} \forall \alpha \in X \cup \{\tau\} \quad p \xrightarrow{t} p'}{\mathcal{V}_X(p) \xrightarrow{t}_v \mathcal{V}_X(p')}
\end{array}$$

2.4.2 Beispiel



Nach der Transformation sieht das System wie folgt aus:

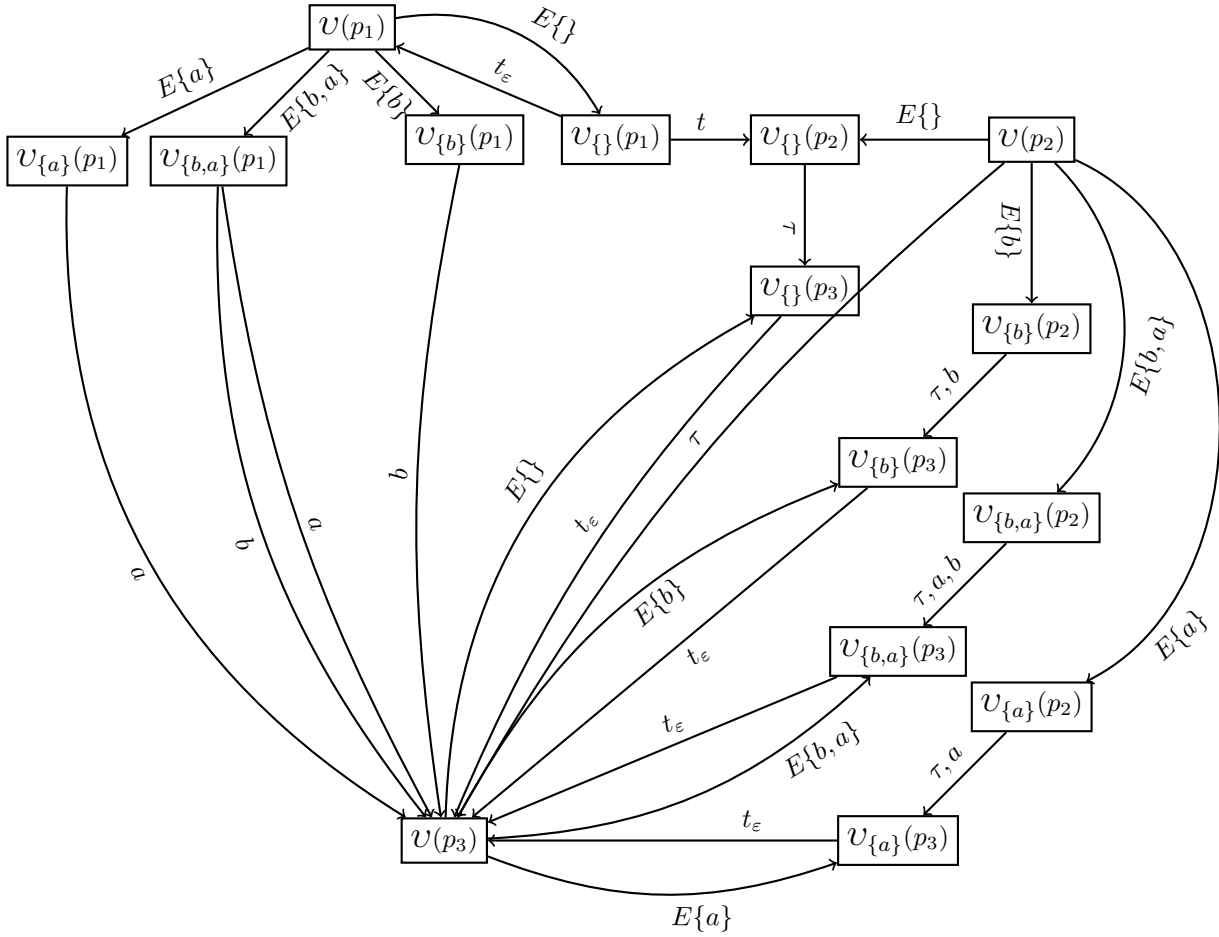


Abbildung 1: Transformiertes System

Wir sehen, dass ausgehend von jedem der drei ursprünglichen Prozesse in eine Umgebung $U = \{\dots\}$ überführt wird, mit $U \subseteq \{a, b\}$. Erst danach werden die ursprünglichen Aktionen des entsprechenden Prozesses genommen. Falls diese nicht existieren, dann verlässt das System die jeweilige Umgebung durch die

Aktion t_ε .

Wir sehen auch, dass ausgehend von $\mathcal{U}(p_1)$ der Prozess $\mathcal{U}(p_2)$ nicht erreicht werden kann, da die Timeout-Aktion in diesem Fall verursacht, eine Umgebung zu entstehen, die das verbietet, einen Zustand zu erreichen, wo eine a oder b Aktion möglich ist.

2.4.3 Funktionalität der Reduktion

Eine formale Erklärung der Funktionalität der Reduktion kann man in der Arbeit von POHLMANN [Poh21, S. 33–41] finden. Hier erkläre ich diese Funktionalität in informeller Art und Weise, um ein einfaches Bild davon erzeugen zu können. Wir nehmen zuerst Folgendes an:

- $Proc_v$: Ist die Menge aller Prozesse nach der Transformation.
- $Proc$: Ist die Menge aller Prozesse vor der Transformation.
- Act_v : Ist die Menge aller Aktionen.
- Act : Eine Menge von Aktionen, mit $Act = Act_v \setminus \{t_\varepsilon, E_X\}$.
- A : Eine Menge aller sichtbaren Aktionen, mit $A = Act \setminus \{\tau, t\}$.
- $\mathcal{I}(p)$: Ist die Menge der Aktionen von p vor der Transformation.
- $E(\mathcal{U}(p))$: Ist die Menge der Aktionen von p nach der Transformation.

Die Reduktion weist jedem Prozess $p \in Proc$ die Aktionsmenge $\mathcal{P}(A)$ zu, sodass $E(\mathcal{U}(p)) = \mathcal{I}(p) \cup \mathcal{P}(A)$. Die Menge $\mathcal{P}(A)$ bezeichnen wir als die Menge der Umgebungen. Denn nach der Ausführung von $E_X \in \mathcal{P}(A)$ landet das System in einem Prozess, der nur solche Aktionen ausführen kann, die in X enthalten sind. Also landet das System in einer Umgebung, die nur bestimmte Aktionen erlaubt. Z.B. mit der Ausführung von $E_X = E_{\{a,b\}} \in \mathcal{P}(A)$ landet das System im Prozess $\mathcal{U}_{\{X\}}(p) = \mathcal{U}_{\{a,b\}}(p)$, wo das System nur die Aktionen a und b ausführen kann.

Nun kann jeder Prozess $\mathcal{U}(p)$, mit $p \in Proc$ eine Aktion $E_X \in \mathcal{P}(A)$ ausführen, die in einen Prozess $\mathcal{U}_X(p) \in Proc_v$ überführen (Siehe Abb. 1). Solange das System sich in einem solchen Prozess $\mathcal{U}_X(p)$ befindet, kann das System nur eine Aktion $\alpha \in (X \cap \mathcal{I}(p)) \cup (\{\tau, t\} \cap \mathcal{I}(p))$ ausführen. Das heißt, die ausführbaren Aktionen sind die Aktionen, die die Umgebung erlaubt sowie die τ und die Timeout-Aktion t .

Man kann in Abb. 1 beachten, dass z.B. der Prozess $\mathcal{U}_{\{b\}}(p_1)$ nur die Aktion b ausführen kann, mit $b \in \mathcal{I}(p_1) \cap X$ und $X = \{b\}$.

Beachte, dass eine τ Aktion aus einem Prozess $\mathcal{U}_X(p)$ auszuführen ist, wenn $\tau \in \mathcal{I}(p)$, obwohl diese eigentlich in X nicht enthalten ist. Das hat den Grund, dass die τ Aktion nicht beobachtbar ist.

Die Timeout-Aktion t kann aus solchen Umgebungen X' ausgeführt werden, mit $t \in \mathcal{I}(p)$ und $X' = \{e \mid e \in \mathcal{P}(A) \wedge \forall \alpha \in \mathcal{I}(p). \alpha \notin e\}$.

Nun stellt sich die Frage: Was ist, wenn ein Prozess $\mathcal{U}(p)$ eine Aktion $E_X \in \mathcal{P}(A)$ ausgeführt hat, sodass gilt $\forall a \in \mathcal{I}(p). a \notin X$ und $\tau, t \notin \mathcal{I}(p)$. Dann kommt das Bedürfnis der speziellen Aktion t_ε , mit der von $\mathcal{U}_X(p)$ in $\mathcal{U}(p)$ zurückkehrt. Das heißt, wenn das System nach der Ausführung eine $E_X \in \mathcal{P}(A)$ Aktion keine weitere Aktion ausführen kann, kehrt es mit der speziellen Aktion t_ε zum ursprünglichen Prozess zurück.

2.5 Das mCRL2 Projekt

Das mCRL2-Projekt [mCR19] ist eine Menge von Tools, die sich mit beschrifteten Transitionssystemen beschäftigt. Dort kann man ein *LTS* ausgehend vom mCRL2-Spezifikationsformat [mCR19, S. 23–25] erstellen und das System dann auf bestimmte Eigenschaften überprüfen, visualisieren oder mit anderem *LTS* auf einen Äquivalenzbegriff wie starke Bisimilarität [AALS07, S. 42–61] vergleichen lassen.

Um die Funktionsweise zu verstehen, siehe [mCR19, S. 24, Fig. 2].

Die folgenden Tools verwende ich in meinem Werkzeug:

- mcr122lps [mCR19, S. 24–34]: Transformiert ein Transitionssystem in mCRL2-Spezifikationsformat in das lineare Prozess-Spezifikationsformat (*LPS*) [mCR19, S. 24–34].
- lps2lts [mCR19, S. 24–34]: Transformiert ein Transitionssystem in linearem Prozess-Spezifikationsformat (*LPS*) in ein beschriftetes Transitionssystem (*LTS*).
- Itscompare [mCR19, S. 24–34]: Vergleicht zwei beschriftete Transitionssysteme auf bestimmte Bisimilaritätsmodell.
- Itsgraph [mCR19, S. 24–34]: Visualisiert ein Transitionssystem.

3 Ansatz

In diesem Abschnitt zeige ich die Funktionsweise meines Werkzeugs und dessen Aufbau.

Um einen allgemeinen Überblick zu geben, zeige ich im Folgenden eine Visualisierung der Arbeitsweise meines Werkzeugs.

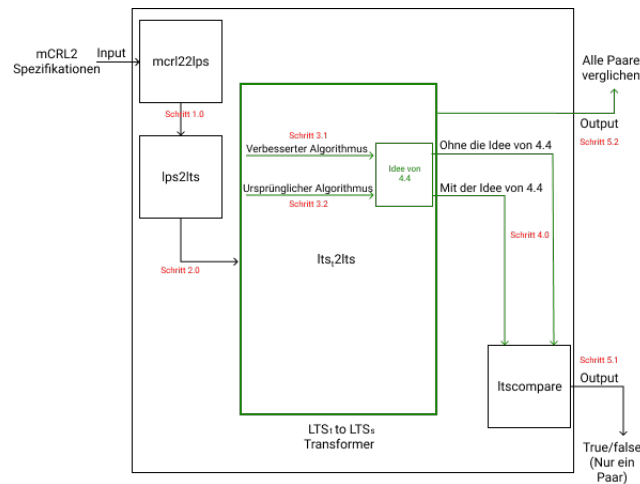


Abbildung 2: Lösungsweg

Mein Ziel ist es eine reaktive Bisimilarität automatisiert zu überprüfen. Im Abschnitt [Hintergrund](#) wurde Folgendes eingeführt:

- Beschriftete Transitionssysteme (*LTS*) [[AILS07](#), S. 20–25].
- Starke Bisimilarität [[AILS07](#), S. 42–61].
- Reaktive Bisimilarität [[vG20](#), S. 3–6].
- Reduktion von reaktiver zu starker Bisimilarität [[Poh21](#)].
- mCRL2-Projekt [[mCR19](#)].

All dieser Technologien und Konzepte werde ich in meinem Ansatz brauchen.

3.1 Kernidee

Wir möchten reaktive Bisimilarität überprüfen. Reaktive Systeme können in beschrifteten Transitionssystemen mit Timeouts LTS_t [[vG21a](#)] modelliert werden [[Poh21](#), S. 8]. Damit darauf reaktive Bisimilarität angewandt werden kann [[vG20](#), S. 3–6], benötige ich zwei Sachen:

1. Ein Tool, um ein LTS_t im Allgemeinen zu modellieren.
2. Ein Tool, um eine reaktive Bisimilarität in einem LTS_t zu überprüfen.

Beginnen wir mit dem ersten Punkt: Wir brauchen ein Tool, welches ein beschriftetes Transitionssystem [[AILS07](#), S. 20–25] modellieren kann, sodass die Ausgabe dieses Tools später für die Überprüfung einer reaktiven Bisimilarität verwendet werden kann.

mCRL2 kann ein beschriftetes Transitionssystem modellieren, indem das gewünschte System im mCRL2-Spezifikationsformat [[mCR19](#), S. 23–25] eingegeben wird. Die Transformation vom mCRL2-Spezifikationsformat in einem LTS_t passiert in mCRL2 in zwei Schritte.

1. Transformation vom mCRL2-Spezifikationsformat zu einem *LPS* [[mCR19](#), S. 24–34] durch das Tool `mcrl2lps` [[mCR19](#), S. 24–34] (Siehe Schritt 1.0 in [Abb. 2](#)).
2. Transformation von diesem *LPS* zu einem LTS_t durch das Tool `lps2lts` [[mCR19](#), S. 24–34] (Siehe Schritt 2.0 in [Abb. 2](#)).

`lps2lts`-Tool liefert eine Datei, die später mit einem anderem LTS_t (bzw. Datei) auf verschiedene in mCRL2 implementierte Bisimilaritäten überprüft werden kann. Eine dieser Bisimilaritäten ist starke Bisimilarität. Das heißt, dass es immer zwei LTS ’s an `lps2lts`-Tool einzugeben sind, damit diese später verglichen werden können.

Das Problem ist jetzt aber, dass wir reaktive Bisimilarität überprüfen wollen und dafür gibt es kein Tool. Hier kommt also der zweite Punkt.

Ein Tool zur Überprüfung einer reaktiven Bisimilarität existiert nicht.

Wie in der [Reduktion](#) aber zu sehen ist, hat POHLMANN eine Reduktion [[Poh21](#)] definiert, die das reaktive Bisimilaritätsproblem zu starkem Bisimilaritätsproblem reduziert. Das heißt, wir brauchen nur noch die vom `lps2lts`-Tool ausgegebene LTS_t -Datei so zu modifizieren, dass die Reduktion auf dieses LTS_t

umgesetzt wird. Nach dem Umsetzen der Reduktion wird das in der Datei enthaltene LTS_t zu einem LTS_s transformiert. So kann man das resultierende modifizierte LTS_s in mCRL2 auf eine starke Bisimilarität überprüfen. Die stark bisimilaren Prozesse sind dann wegen [Theorem 1](#) auch reaktiv bisimilar.

Da an lps2lts-Tool zwei LTS's bzw. Dateien eingegeben werden müssen, kann es sein, dass beide LTS's verschiedene Aktionen haben. Wir wissen, dass allen Prozesse in beiden Systemen alle mögliche Umgebung als Aktionen zugewiesen bekommen (Siehe [Reduktion von reaktiver zu starker Bisimilarität](#) und [Funktionalität der Reduktion](#)). Somit kann System 1 aufgrund der verschiedenen Aktionen im Vergleich zum System 2 solche Umgebungen haben, die aber bei System 2 nicht existieren (oder umgekehrt). Dieses Problem ist in der Implementierung der Transformation umgegangen, indem alle Umgebungen beim Ablesen beider Systemen eingesammelt und diese dann als erster Schritt der Transformation allen Prozesse zugewiesen werden.

Diese Aufgabe, also das Tool zur Transformation von LTS_t zu LTS_s mit dem Einhaltung des mCRL2-Dateiformats ist ein Hauptgegenstand meiner Arbeit. Mein Tool habe ich *lts_t2lts* genannt (Siehe *lts_t2lts* in [Abb. 2](#)).

Die Implementierung des Reduktionsalgorithmus erfolgt in zwei Versionen. Die eine ist die ursprüngliche Reduktion (Siehe Schritt 3.1 in [Abb. 2](#)) und die andere ist eine Verbesserung davon (Siehe Schritt 3.2 in [Abb. 2](#)). Beide Varianten erkläre ich in den nächsten zwei Abschnitten.

3.2 Ursprünglicher Algorithmus

Um den Algorithmus leichter zu verstehen, empfiehlt es sich, den Abschnitt [Funktionalität der Reduktion](#) sorgfältig zu lesen.

Für den [Algorithmus 1](#) konstruiere ich drei Variablen:

- *processes*: Ursprüngliche Prozesse im beschrifteten Transitionssystem mit Timeouts (LTS_t) [\[vG21a\]](#).
- *allSharedEnvironments*: Ist $\mathcal{P}(A)$, mit $\mathcal{P}(A)$ die Potenzmenge der eingegebenen Aktionen ohne $\{\tau, t\}$.
- *processSharedEnvironment*: Enthält Paare von (Prozessname, *allSharedEnvironments*).

Algorithm 1 LTS_t zu LTS_s Transformationsalgorithmus ($getLTS_s$)

Require:

```
1:  $processes, allSharedEnvironments, processSharedEnvironment$ 
2:  $newProcesses \leftarrow emptyList$ 
3: for  $process \in processes$  do
4:    $processSharedEnvironment.add(process.getName(), allSharedEnvironments)$ 
5:    $ApplyRule2(allSharedEnvironments, process)$ 
6:   for  $transition \in process.getOriginalTransitions()$  do
7:      $processEnvironments \leftarrow processSharedEnvironment.getValueOf(process.getName())$ 
8:     for  $environment \in processEnvironments$  do
9:       if  $transition.getAction().isTauAction()$  then
10:         $ApplyRule1(process, transition)$ 
11:         $ApplyRule4(process, transition, environment)$ 
12:       else if  $transition.getAction().isNormalAction()$  then
13:         $ApplyRule3(process, transition, environment)$ 
14:       else if  $transition.getAction().isTimeAction()$  then
15:         $ApplyRule5(process, environment)$ 
16:         $ApplyRule6(process, transition, environment)$ 
17:       end if
18:     end for
19:   end for
20:    $applyRule5OfRemainingEnvironments(process, processSharedEnvironment)$ 
21: end for
22:  $result \leftarrow getNewProcesses()$ 
```

In Zeile 2 iteriere ich über alle Prozesse im eingegebenen LTS_t . Das Hinzufügen des Paares in der Liste $processSharedEnvironment$ in Zeile 3 ist nur für die Einhaltung des theoretischen Konzepts der Reduktion gedacht, damit jeder Prozess alle Umgebungsaktionen zur Verfügung hat. In Zeile 4 wende ich Regel 2 gegeben der [Definition](#) der Reduktion an, sodass jeder ursprüngliche Prozess p eine neue Menge von Transitionen T , mit $T = \{t \mid t = (\mathcal{V}(p), E_X, \mathcal{V}_{\{X\}}(p)) \wedge X \in allSharedEnvironments\}$ bekommt (Hinweis: In den Funktionen $ApplyRule*$ erstelle ich beim Bedarf einen neuen Prozess, der alle ursprüngliche Aktionen sowie die neu generierten Aktionen, sprich die Umgebungsaktionen und alle neu entstehende Transitionen beinhaltet. Der neu erstellte Prozess wird dann auch durch die Funktionen $ApplyRule*$ in der Liste $newProcesses$ hinzugefügt). Dann iteriere ich in Zeile 5 über alle ursprüngliche Transitionen des aktuellen Prozesses und danach in Zeile 7 über alle Umgebungsaktionen dieses Prozesses, die ich vorhin dem Prozess $process$ zugewiesen habe. Das mache ich, da von jeder Umgebung eine Aktion ausgehen muss. Diese Aktion kann eine Aktion aus A (Zeile 11), $\{\tau\}$ (Zeile 8) oder $\{t\}$ (Zeile 13) sein. Kann aus der jeweiligen Umgebung keine Aktion ausgehen, dann verwenden wir die Aktion t_ϵ (Zeile 19).

Nun kommen wir zu den if und else if Anweisungen in Zeilen 8, 11 und 13. Dort teste ich welche ursprüngliche Aktionen der jeweilige ursprüngliche Prozess hat. Je nachdem welche Aktion der Prozess hat, wende ich die benötigten Regeln aus der [Definition](#) der Reduktion an. Folgende drei Möglichkeiten gibt es:

- Wenn die Aktion eine τ Aktion ist (Zeile 8), dann müssen laut der [Definition](#) der Reduktion die Regeln 1 und 4 angewandt werden.

- Wenn die Aktion eine $\alpha \in A$ ist (Zeile 11) (A ist die Menge aller sichtbaren Aktionen $\tau \notin A$), dann muss laut der [Definition](#) der Reduktion die Regel 3 angewandt werden.
- Wenn die Aktion eine t Aktion ist (Zeile 13), dann müssen laut der [Definition](#) der Reduktion die Regeln 5 und 6 angewandt werden.

Nach den Iterationen über alle ursprüngliche Prozesse können wir durch die Funktion `getNewProcesses()` die Liste `newProcesses` aufrufen, die alle neu entstehende Prozesse und deren neu entstehende Transitionen enthält, sodass wir das neue Transitionssystem LTS_s bilden können.

Wird das LTS_t in ein LTS_s [[AILS07](#), S. 20–25] transformiert, so kann man nun das resultierende LTS_s mit Hilfe von mCRL2 [[mCR19](#)] auf starke Bisimilarität [[AILS07](#), S. 42–61] überprüfen lassen und somit laut [Reduktion](#) auch auf reaktive Bisimilarität [[vG20](#), S. 3–6]. Dabei erreiche ich das Ziel dieser Arbeit.

3.3 Verbesselter Algorithmus

Unter den in dieser Arbeit getesteten Stichproben war [[vG21b](#), 46], dessen Transformation mit der ursprünglichen automatisierten Version der Reduktion sehr viel Zeit dauert. Dieses System kann schneller transformiert werden, wenn die Reduktion verbessert werden könnte. Eine Verbesserungsmöglichkeit ist in dieser Arbeit gefunden aber nicht bewiesen.

Die Verbesserung des Algorithmus stellt sich in in der Variable `allSharedEnvironments` im [Algorithmus 1](#) dar. Diese Variable enthält im ursprünglichen Algorithmus alle $e \in \mathcal{P}(A)$, wobei $\mathcal{P}(A)$ die Potenzmenge der angegebenen sichtbaren Aktionen außer $\{\tau, t\}$. In der verbesserten Version hingegen ist `allSharedEnvironments` = $\{\{a\} \mid a \in A\} \cup \{T \mid T = A \setminus \mathcal{I}(p_t), p_t \in Proc\}$, wobei p_t ein Prozess ist, der eine Timeout-Aktion hat und $\mathcal{I}(p_t)$ die initiale Aktionen von Prozess p_t .

Damit ist die Anzahl aller generierten Prozesse im Algorithmus von $|Proc_v| = |Proc| \cdot (1 + 2^{|A|})$ auf höchstens $|Proc_v| = |Proc| \cdot (|A| + |P_t| + 1)$ reduziert, wobei $|P_t|$ die Anzahl der Prozesse ist, die mindestens eine Timeout-Aktion t haben. Ich bin auf $|Proc_v| = |Proc| \cdot (|A| + |P_t| + 1)$ gekommen, denn jeder Prozess $p \in Proc_v$ hat die Liste der Umgebungsaktionen `allSharedEnvironments`. Somit geht das System über alle $X \in allSharedEnvironments$ in einen Prozess $\mathcal{U}_X(p)$. Also $|\mathcal{U}_X(p)| = |allSharedEnvironments| \cdot |Proc|$. Es gibt aber noch die Prozesse $\mathcal{U}(p)$ und dafür ist die +1 in $|Proc_v| = |Proc| \cdot (|A| + |P_t| + 1)$, denn $|\mathcal{U}(p)| = |Proc|$.

Somit ändert sich nur einen Regel in der Definition der [Reduktion von reaktiv auf starke Bisimilarität](#) und zwar den Regel 2. Der Regel 2 wird zu:

$$\frac{}{\mathcal{U}(p) \xrightarrow{Ex}_{\rightarrow_v} \mathcal{U}_X(p)} \quad X \in U, \text{ mit}$$

$$U = \{\{a\} \mid a \in A\} \cup \{A \setminus \mathcal{I}(p) \mid t \in \mathcal{I}(p), p \in Proc \wedge t \text{ ist die Timeout-Aktion}\}$$

Mit der verbesserten Version reduziert sich dementsprechend die Laufzeit des Algorithmus erheblich. Damit ist der Umfang der möglichen berechenbaren Algorithmen, schnell zu vergleichen viel größer als beim ursprünglichen Algorithmus.

Die Korrektheit der verbesserten Version ist nicht bewiesen, aber bei der Überprüfung aller Stichproben, ergibt deren Vergleich bei beiden Versionen das gleiche Ergebnis.

Das obige Beispiel (Abb. 1) wird mit der Verwendung der verbesserten Version wie folgt aussehen:

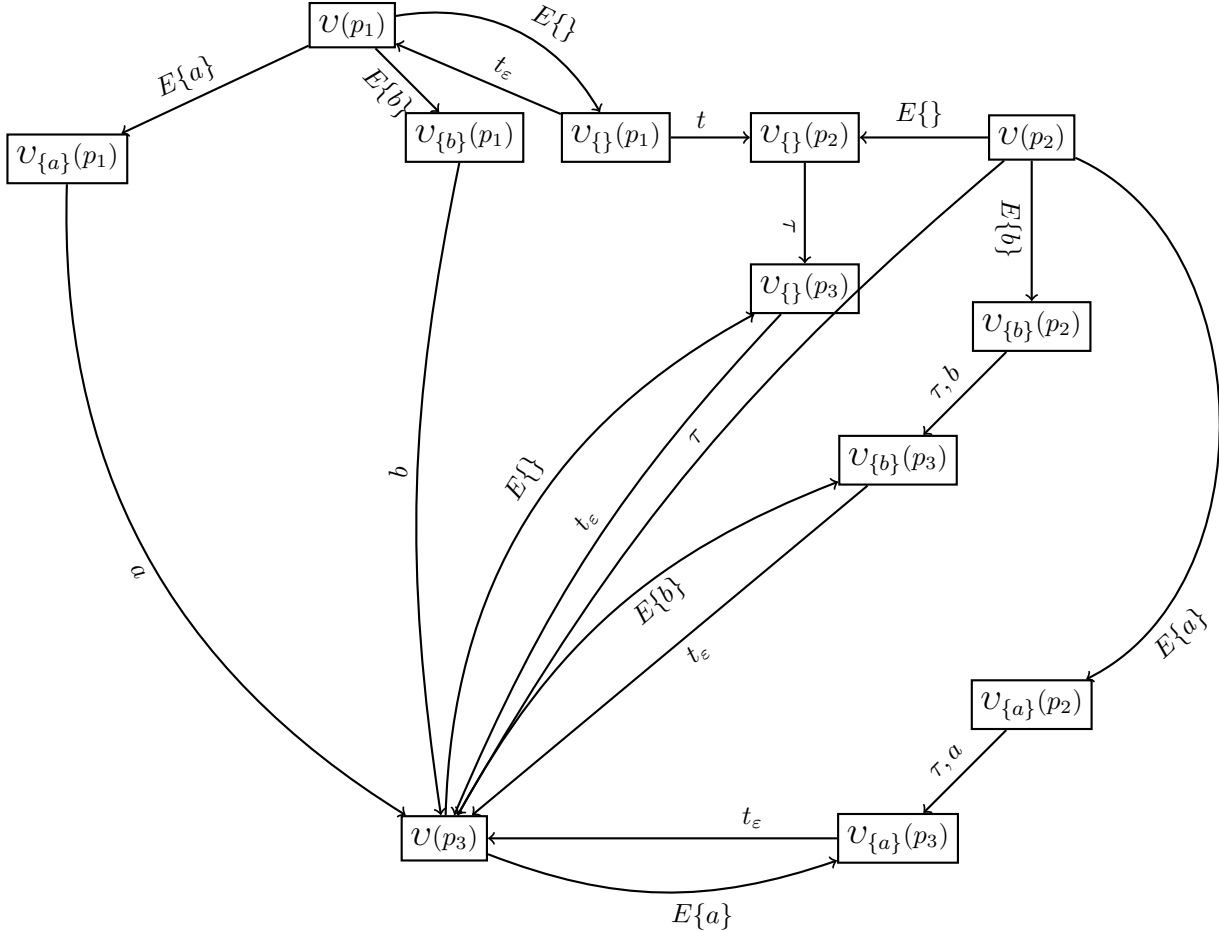


Abbildung 3: Verbessertes transformiertes System

3.4 Eine einzige Umgebungsaktion $E_{\{\dots\}}$ anstatt von verschiedenen

Nach der Reduktion bekommt jeder ursprüngliche Prozess, wie ich im Abschnitt [Funktionalität der Reduktion](#) erwähne, die Aktionsmenge $\mathcal{P}(A)$ zugewiesen. Diese Menge ist im ursprünglichen und verbesserten Algorithmus verschieden groß. Die eine Menge wächst exponentiell und die andere linear. Was ist aber, wenn diese Menge nur ein Element hat?

Entfernt man nun nach der Reduktion die Menge $\mathcal{P}(A)$ aus der Aktionsmenge bei jedem ursprünglichen Prozess und stattdessen nur eine Aktion $E_{\{\dots\}}$ als Vertretung hinzufügt. Dann führt man zum Vergleichen eine Überprüfung reaktiver Bisimilarität durch, so erhält man das gleiche Ergebnis. Das ist der Fall bei allen meinen Stichproben. Diese Idee erwähnt POHLMANN in seiner

Arbeit [Poh21, S. 46].

Diese Idee wirkt sich nicht auf die Effizienz der Reduktion beider Versionen aus, sondern auf den Vergleich mit starker Bisimilarität [AILS07, S. 42–61] und somit auf das gesamte Werkzeug.

Diese Idee, also nur eine Aktion $E_{\{\dots\}}$ anstatt von $\mathcal{P}(A)$ zu verwenden, kann in meinem Werkzeug nur beim Vergleich eines einzigen Paares umgesetzt werden (Siehe Schritt 4.0 in Abb. 2).

3.5 Überprüfung aller Paare oder von nur einem Paar

Mein Werkzeug kann entweder durch mCRL2 [mCR19] ein Prozess-paar (Siehe Schritt 5.1 in Abb. 2) oder durch mein Tool mit der Verwendung der von mir implementierte Definition starker Bisimilarität [AILS07, S. 42–61] alle Prozess-paare der eingegebenen Systemen überprüfen (Siehe Schritt 5.2 in Abb. 2).

Da die Definition starker Bisimilarität relativ bekannt ist, genügt es hier nur oberflächlich den Pseudocode vorzustellen:

Algorithm 2 Algorithmus von starker Bisimilarität

Require:

```

1: processList1
2: processList2
3: pairs  $\leftarrow$  processList1  $\times$  processList2
4: while true do
5:   pairs.removeIf( $p \rightarrow$ 
6:      $!checkSimulation(p2q, pairs, p.getFirst(), p.getLast()) ||$ 
7:      $!checkSimulation(q2p, pairs, p.getLast(), p.getFirst())$ 
8:   )
9:   If pairs does not change break
10: end while
11: return pairs

```

Algorithm 3 checkSimulation

Require:

```

1: leftToRight (check (p,q) or (q,p))
2: pairs
3: Prozess p from pair
4: Prozess q from pair
5: return  $p.getTransitions().allMatch(t1 \rightarrow$ 
6:    $q.getTransitions().anyMatch(t2 \rightarrow$ 
7:      $t1.getAction().getName().equals(t2.getAction().getName())$ 
8:   ) &&
9:    $areSuccessorsInR(leftToRight, pairs, t1.getSuccessor(), t2.getSuccessor()))$ 

```

4 Evaluation

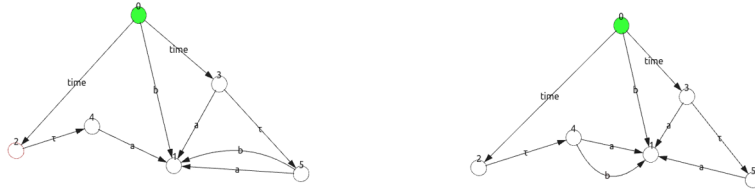
In diesem Abschnitt zeige ich 7 Beispiele von reaktiver Bisimilarität und die Überprüfungsergebnisse sowie Statistiken über den ursprünglichen und verbesserten Algorithmus.

Hinweis: (x, y) in allen Beispiele, gehört x zum System1 und y zum System2.

Hinweis: $a \rightarrow b \rightarrow c$ ist eine Sequenz von Aktionen beginnend von Prozess 0.

Hinweis: In allen Beispiele steht System1 auf der linken Seite und System2 auf der rechten.

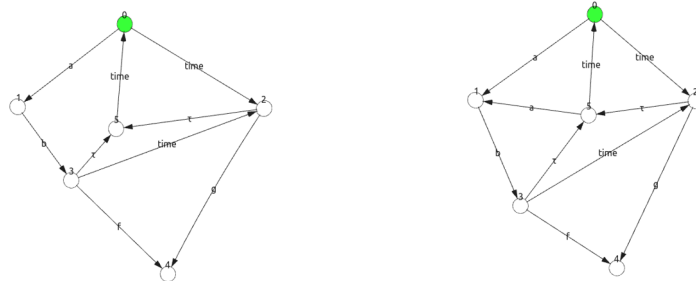
4.1 Beispiel 1



	Ursprüngliche Version	Verbesserte Version
Überprüfe $(0, 0)$	true	true
reaktiv bisimilare Paare	$(0, 0), (1, 1), (4, 5), (5, 4)$	$(0, 0), (1, 1), (4, 5), (5, 4)$
Prozess-Anzahl	60	36
Reduktionsausführungszeit	120,3 ms	117 ms

Das Paar $(0,0)$ ist reaktiv bisimilar, da die Timeout-Aktionen von Prozess 0 in beiden Systemen die Ausführung von der Aktion b verbieten. Das Paar $(1, 1)$ ist ein Blatt und dementsprechend reaktiv bisimilar. $(4, 5)$ haben nur die Aktion a und $(5, 4)$ haben nur die Aktionen a, b .

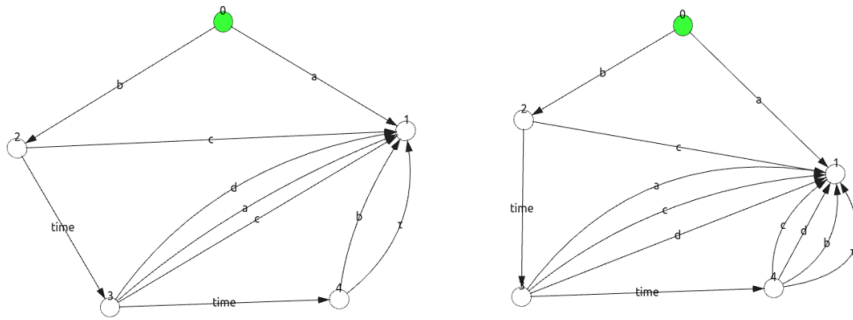
4.2 Beispiel 2



	Ursprüngliche Version	Verbesserte Version
Überprüfe (0, 0)	false	false
reaktiv bisimilare Paare	(4, 4)	(4, 4)
Prozess-Anzahl	204	84
Reduktionsausführungszeit	130,6 ms	122,9 ms

Das Paar (0,0) ist nicht reaktiv bisimilar, da es im System2 einen anderen Weg als $time \rightarrow \tau \rightarrow a$ gibt, wo die Aktion a erreicht wird, und zwar: $a \rightarrow b \rightarrow \tau \rightarrow a$. Das Paar (4, 4) ist ein Blatt und dementsprechend reaktiv bisimilar.

4.3 Beispiel 3

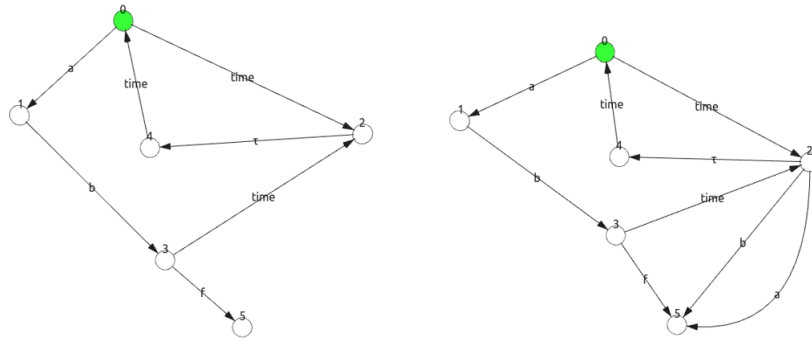


	Ursprüngliche Version	Verbesserte Version
Überprüfe (0, 0)	true	true
reaktiv bisimilare Paare	(0, 0), (1, 1), (2, 2), (3, 3)	(0, 0), (1, 1), (2, 2), (3, 3)
Prozess-Anzahl	170	60
Reduktionsausführungszeit	123 ms	117,9 ms

Das Paar (0,0) ist reaktiv bisimilar, da die Timeout-Aktion von Prozess 3 im System2 die Ausführung der Aktionen c , d verbietet. Das Paar (1, 1) ist ein Blatt und dementsprechend reaktiv bisimilar. (2, 2) und (3, 3) haben die gleichen Aktionen.

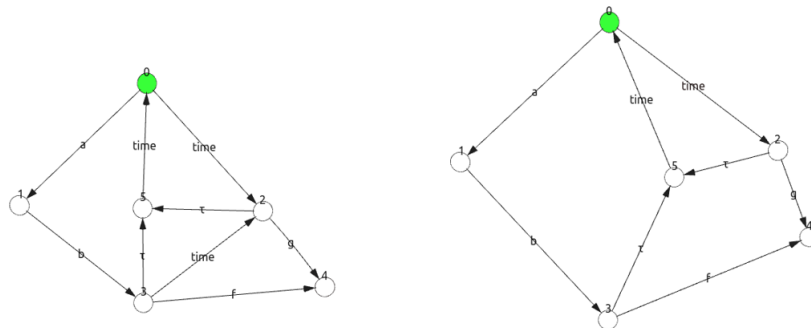
4.4 Beispiel 4

Das Paar (0,0) ist nicht reaktiv bisimilar, da die Timeout-Aktion von Prozess 0 im System2 die Ausführung der Aktion b im Prozess 2 nicht verbietet. Das Paar (5, 5) ist ein Blatt und dementsprechend reaktiv bisimilar.



	Ursprüngliche Version	Verbesserte Version
Überprüfe (0, 0)	false	false
reaktiv bisimilare Paare	(5, 5)	(5, 5)
Prozess-Anzahl	108	84
Reduktionsausführungszeit	114,7 ms	116,5 ms

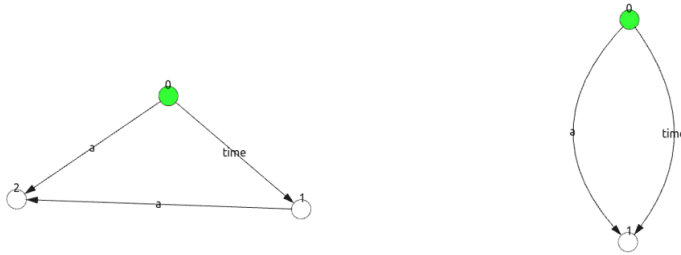
4.5 Beispiel 5



Hier sind die beiden Systeme gleich, da die Timeout-Aktion im System1 in Prozess 3 wegen der τ Aktion nicht betrachtet wird.

	Ursprüngliche Version	Verbesserte Version
Überprüfe (0, 0)	true	true
reaktiv bisimilare Paare	(0,0),(1,1),(2,2),(3,3),(4,4),(5,5)	(0,0),(1,1),(2,2),(3,3),(4,4),(5,5)
Prozess-Anzahl	204	84
Reduktionsausführungszeit	133,7 ms	119,2 ms

4.6 Beispiel 6



Dieses Beispiel zeigt einen interessanten Fall in einer reaktiven Bisimilarität.

Wir wissen bereits, dass die Ausführung der Timeout-Aktion t bestimmte Aktionen durch eine Umgebung beschränkt.

Wenn wir uns das obige Beispiel angucken, stellen wir fest, dass beide Systeme eine Timeout-Aktion t haben, deren Ausführung jeweils die Aktion a verbietet. Das heißt, würde die Timeout-Aktion t in beiden Systemen genommen, dann wären wir in Zustand 1 in beiden Systemen. Nun hat System2 sowie so keine weitere Aktionen. Bei System1 wäre die Aktion a möglich, wenn die Timeout-Aktion t nicht genommen würde. Es sieht nun so aus, als ob die beiden Systemen reaktiv bisimilar sind. Das ist aber erstaunlicherweise nicht der Fall.

Der Grund ist die folgende Bedingung in der [Definition](#) reaktiver Bisimilarität:

- wenn $\mathcal{I}(p) \cap (X \cup \{\tau\}) = \emptyset$, dann $(p, q) \in \mathfrak{R}$.

Somit müssten die Prozesse 0 in beiden Systeme nicht reaktiv bisimilar sein. Mein Werkzeug gibt hier natürlich *false* aus.

4.7 Beispiel 7

Das Beispiel ist aus [\[vG21b, 46\]](#).

	Ursprüngliche Version	Verbesserte Version
Prozess-Anzahl	21074	1148
Reduktionsausführungszeit	151,958 s	466,5 ms

Das Ziel dieses Beispiels, ist zu zeigen, wie effizient die verbesserte Version des Algorithmus im Fall von großen Systemen ist.

Wir sehen hier, dass die verbesserte Version in diesem Beispiel 325,7 mal effizienter als die ursprüngliche. Das ist natürlich so erwartet, denn die Zeitkomplexität der Generierung der Prozesse von dem ursprünglichen Algorithmus ist *exponentiell*. Die verbesserte Version ist hingegen *linear*.

5 Verwendungsweise

Mein Werkzeug ist einfach zu verwenden. Alles was man braucht, ist in dem Ordner [all_in_one](#) in meinem GitHub Repo. Dort gibt es das Bash-Skript `bin.sh`, mit welchem man mein Werkzeug ausführen kann.

Anforderungen:

- Linux (Betriebssystem/Subsystem)
- JAVA Version \geq [v11](#).

Das Skript bekommt 3 Parameter:

- Its-Datei in mCRL2-Spezifikationsformat [[mCR19](#), S. 23–25], die das System1 spiegelt (obligatorisch).
- Its-Datei in mCRL2-Spezifikationsformat [[mCR19](#), S. 23–25], die das System2 spiegelt (obligatorisch).
- Features Parameter (optional).

Parameter 1 und 2 (System1 und System2) sind die Systeme, die auf eine reaktive Bisimilarität [[vG20](#), S. 3–6] überprüft werden sollen.

Parameter 3 kann eine beliebige Kombination aus den Buchstaben **i**, **p**, **a** und **s** sein, die folgende Funktionen haben:

- **i**: Verwende den verbesserten Algorithmus ($i \rightarrow \text{improved}$).
- **p**: Vergleiche alle nicht reflexiven, symmetrischen Paare der beiden Systeme ($p \rightarrow \text{pairs}$).
- **a**: Wende nur eine Umgebungsaktion an ($a \rightarrow \text{assumption in 4.4}$).
- **s**: Visualisiere die beiden Systeme durch mCRL2 ($s \rightarrow \text{show}$).

Beispiel ist der folgende Aufruf:

`./bin.sh system1.mcr12 system2.mcr12 ips`. Damit wird der verbesserte Algorithmus verwendet, alle nicht reflexiven symmetrischen Paare verglichen und die Systeme angezeigt.

`./bin.sh system1.mcr12 system2.mcr12 ias`. Damit wird der verbesserte Algorithmus verwendet, eine Umgebungsaktion angewandt und die Systeme angezeigt.

Würde man das Werkzeug mit der folgenden Kombination ausführen: `./bin.sh system1.mcr12 system2.mcr12 pa`, dann wird **a** nicht betrachtet. Denn die Option **a** funktioniert mit der Überprüfung aller Paare nicht.

6 Fazit

In dieser Arbeit habe ich ein Werkzeug zur Überprüfung reaktiver Bisimilarität entwickelt.

Das Werkzeug kann nur ein Paar oder alle Paare auf reaktive Bisimilarität [[vG20](#), S. 3–6] überprüfen. Das Werkzeug verwendet einen Algorithmus, dessen Aufwand exponentiell wächst. Eine verbesserte Version davon entwickelte ich auch, die nur einen linearen Aufwand hat. Mein Werkzeug mit allen im

Abschnitt [Verwendungsweise](#) erwähnten Features sind durch nur ein Skript verwendbar. Mein Werkzeug kann in wissenschaftlichen Arbeiten benutzt werden, um Studierenden beim Erlernen reaktiver Bisimilarität zu helfen und große Systeme durch die verbesserte Version des Algorithmus effizienter testen.

Die Korrektheit der verbesserten Version des Algorithmus ist nicht bewiesen. Somit könnte der Beweis von dessen Korrektheit Bestandteil einer zukünftigen Arbeit sein.

Eine andere mögliche zukünftige Arbeit könnte beweisen, was ich im Unterabschnitt [Eine einzige Umgebungsaktion \$E_{\{\dots\}}\$ anstatt von verschiedenen](#) erkläre.

Literatur

- [AALS07] Luca Aceto, Anna Ingólfssdóttir, Kim Guldstrand Larsen, and Jiri Srba. *Reactive Systems: Modelling, Specification and Verification*. Cambridge University Press, 2007. doi:10.1017/CB09780511814105.
- [Lam19a] Leslie Lamport. *The Mutual Exclusion Problem: Part I—A Theory of Interprocess Communication*, page 227–245. Association for Computing Machinery, 2019. doi:10.1145/3335772.3335937.
- [Lam19b] Leslie Lamport. *The Mutual Exclusion Problem: Part II—Statement and Solutions*, page 247–276. Association for Computing Machinery, 2019. doi:10.1145/3335772.3335938.
- [mCR19] *The mCRL2 Toolset for Analysing Concurrent Systems Improvements in Expressivity and Usability*. Springer International Publishing, 2019. doi:10.1007/978-3-030-17465-1.
- [Poh21] Maximilian Pohlmann. *Reducing Strong Reactive Bisimilarity to Strong Bisimilarity*. 2021. URL: <https://maxpohlmann.github.io/Reducing-Reactive-to-Strong-Bisimilarity/thesis.pdf>.
- [vG20] Rob van Glabbeek. Reactive bisimulation semantics for a process algebra with time-outs. 2020. URL: <https://arxiv.org/abs/2008.11499>.
- [vG21a] Rob van Glabbeek. Failure trace semantics for a process algebra with time-outs. 2021. doi:10.23638/LMCS-17(2:11)2021.
- [vG21b] Rob van Glabbeek. *Modelling Mutual Exclusion in a Process Algebra with Time-outs*. CoRR, 2021. URL: <https://arxiv.org/abs/2106.12785>.

Zusammenfassung in englischer Sprache / English-language summary

This work presents a tool that checks reactive bisimilarity [vG20] on labeled transition systems with timeouts (LTS_t) [vG21a].

The tool is developed based on a reduction from reactive to strong bisimilarity [Poh21].

A pair or all pairs of processes of the entered LTS_t can be checked for reactive bisimilarity. Furthermore I implement in this work an improvement possibility concerning the complexity of the algorithm of reduction. The complexity is reduced from exponential to linear reduced. The improvement of the algorithm enables faster and more efficient verification of large systems, where the original version can only manage with very long execution time.