

Institut für Parallele und Verteilte Systeme

Universität Stuttgart
Universitätsstraße 38
D-70569 Stuttgart

Masterarbeit

Lösungen für elastische Complex-Event-Processing Systeme

Benjamin Stutz

Studiengang: Softwaretechnik

Prüfer/in: Prof. Dr. Kurt Rothermel

Betreuer/in: Henriette Röger, M.Sc.

Beginn am: 16. April 2018

Beendet am: 16. Oktober 2018

Kurzfassung

..... Short summary of the thesis ...

Inhaltsverzeichnis

1. Einleitung	17
2. Implementierung des Frameworks	19
2.1. Graph-Modell	21
2.2. Modell-Steuerung	22
2.3. Steuerung der Skalierung	23
2.4. Hauptsteuerung	23
2.5. Kontroll-API	23
2.6. UML-Diagramm des Frameworks	23
3. Algorithmus mit Warteschlangen-Theorie	25
3.1. Implementation	26
3.2. Parameter	30
4. Kapitel zwei	33
5. Überschrift auf Ebene 0 (chapter)	35
5.1. Überschrift auf Ebene 1 (section)	35
5.2. Listen	36
6. Zusammenfassung und Ausblick	39
A. LaTeX-Tipps	41
A.1. File-Encoding und Unterstützung von Umlauten	41
A.2. Zitate	41
A.3. Mathematische Formeln	42
A.4. Quellcode	42
A.5. Abbildungen	42
A.6. Tabellen	42
A.7. Pseudocode	44
A.8. Abkürzungen	46
A.9. Verweise	46
A.10. Definitionen	46
A.11. Fußnoten	47
A.12. Verschiedenes	47
A.13. Weitere Illustrationen	47
A.14. Plots with pgfplots	50
A.15. Figures with tikz	50
A.16. Schlusswort	51

Abbildungsverzeichnis

2.1. Architektur des Systems	20
A.1. Beispiel-Choreographie	43
A.2. Beispiel-Choreographie	43
A.3. Beispiel um 3 Abbildung nebeneinander zu stellen nur jedes einzeln referenzieren zu können. Abbildung A.3b ist die mittlere Abbildung.	44
A.4. Beispiel-Choreographie I	48
A.5. Beispiel-Choreographie II	49
A.6. $\sin(x)$ mit pgfplots.	50
A.7. Eine tikz-Graphik.	50

Tabellenverzeichnis

A.1. Beispieltabelle	44
A.2. Beispieltabelle für 4 Bedingungen (W-Z) mit jeweils 4 Parameters mit (M und SD). Hinweist: immer die selbe anzahl an Nachkommastellen angeben.	44

Verzeichnis der Listings

A.1. Istlisting in einer Listings-Umgebung, damit das Listing durch Balken abgetrennt ist 42

Verzeichnis der Algorithmen

A.1. Sample algorithm	45
A.2. Description	46

Abkürzungsverzeichnis

ER error rate. 46

FR Fehlerrate. 46

RDBMS Relational Database Management System. 46

1. Einleitung

In diesem Kapitel steht die Einleitung zu dieser Arbeit. Sie soll nur als Beispiel dienen und hat nichts mit dem Buch [WSPA] zu tun. Nun viel Erfolg bei der Arbeit!

Bei \LaTeX werden Absätze durch freie Zeilen angegeben. Da die Arbeit über ein Versionskontrollsystem versioniert wird, ist es sinnvoll, pro *Satz* eine neue Zeile im .tex-Dokument anzufangen. So kann einfacher ein Vergleich von Versionsständen vorgenommen werden.

Gliederung

Die Arbeit ist in folgender Weise gegliedert:

Kapitel 4 – Kapitel zwei: Hier werden werden die Grundlagen dieser Arbeit beschrieben.

Kapitel 6 – Zusammenfassung und Ausblick fasst die Ergebnisse der Arbeit zusammen und stellt Anknüpfungspunkte vor.

2. Implementierung des Frameworks

Dieses Kapitel beschäftigt sich mit der Architektur und Implementierung des Frameworks. Das Framework schafft eine Abstraktionsebene für die Algorithmen, die die aktiven Topologien in den CEP-Systemen skalieren. Das Framework soll ermöglichen, die einzelnen Komponenten in der Topologie zu skalieren. Die logische Struktur der Topologie wird dabei nicht verändert. Das vorliegende Modell ermöglicht die Steuerung mehrerer CEP-Topologien, welche auch über diverse CEP-Systeme verteilt werden können.

2.0.1. Architektur

Die Architektur des Frameworks besteht aus mehreren logischen Komponenten und verfolgt zwei Ziele. Eines der beiden Hauptziele der Architektur ist, dass das System einfach um weitere Algorithmen erweitert werden kann. Um dieses Ziel zu erreichen, wurde eine Abstraktionsebene eingeführt, welche die Eigenschaften des realen CEP-Systems repräsentiert. Diese Abstraktion wird durch ein Graphen-Modell repräsentiert, welches einen gerichteten, azyklischen Graphen modelliert. Die implementierten Algorithmen arbeiten ausschließlich auf dem abstrahierten Modell. Für die Implementation eines neuen Algorithmus, müssen nur die Daten aus dem Modell ausgelesen und anschließend verarbeitet werden. Außerdem ist es möglich, mehrere Algorithmen für das gleiche Modell auszuführen um ihre Ergebnisse zu vergleichen. Um einen Algorithmus für das System zu implementieren ist ausschließlich Wissen über das Modell notwendig.

Ein weiteres Ziel ist, dass das System für weitere CEP-Systeme außer Heron verwendet werden kann. Dazu wurde eine API, die bereits in einer vorhergehenden Bachelorarbeit entwickelt wurde, erweitert. Alle Komponenten des Systems benutzen diese API für die Kommunikation mit dem CEP-System, sodass diese alle system-spezifischen Befehle abstrahieren kann. Die Seite der API, welche mit dem System direkt kommuniziert ist ein eigenständiger Adapter. Dieser Adapter wird auf dem Rechner installiert, von dem das zu steuernde CEP-System kontrolliert wird. Der Adapter ist über eine REST-API ansprechbar. Somit kann das Framework auf einem eigenständigen Rechner installiert werden und das Zielsystem über die REST-Schnittstelle des Adapters kontrollieren. Dies ermöglicht die Kontrolle von mehreren CEP-Systemen zur gleichen Zeit. Eine Erweiterung des Frameworks für weitere Systeme über die Implementierung eines entsprechenden Adapters zu erreichen. Für die Erstellung eines neuen Adapters ist ausschließlich Wissen über die Spezifikation der REST-Schnittstelle notwendig. Das Framework kann so über die REST-API verschiedene CEP-Systeme über eine einheitlichen Schnittstelle ansprechen.

Die Architektur des Systems ist in der Abbildung 5.1 dargestellt. Im Folgenden werden die einzelnen Komponenten der Architektur genauer erläutert.

2. Implementierung des Frameworks

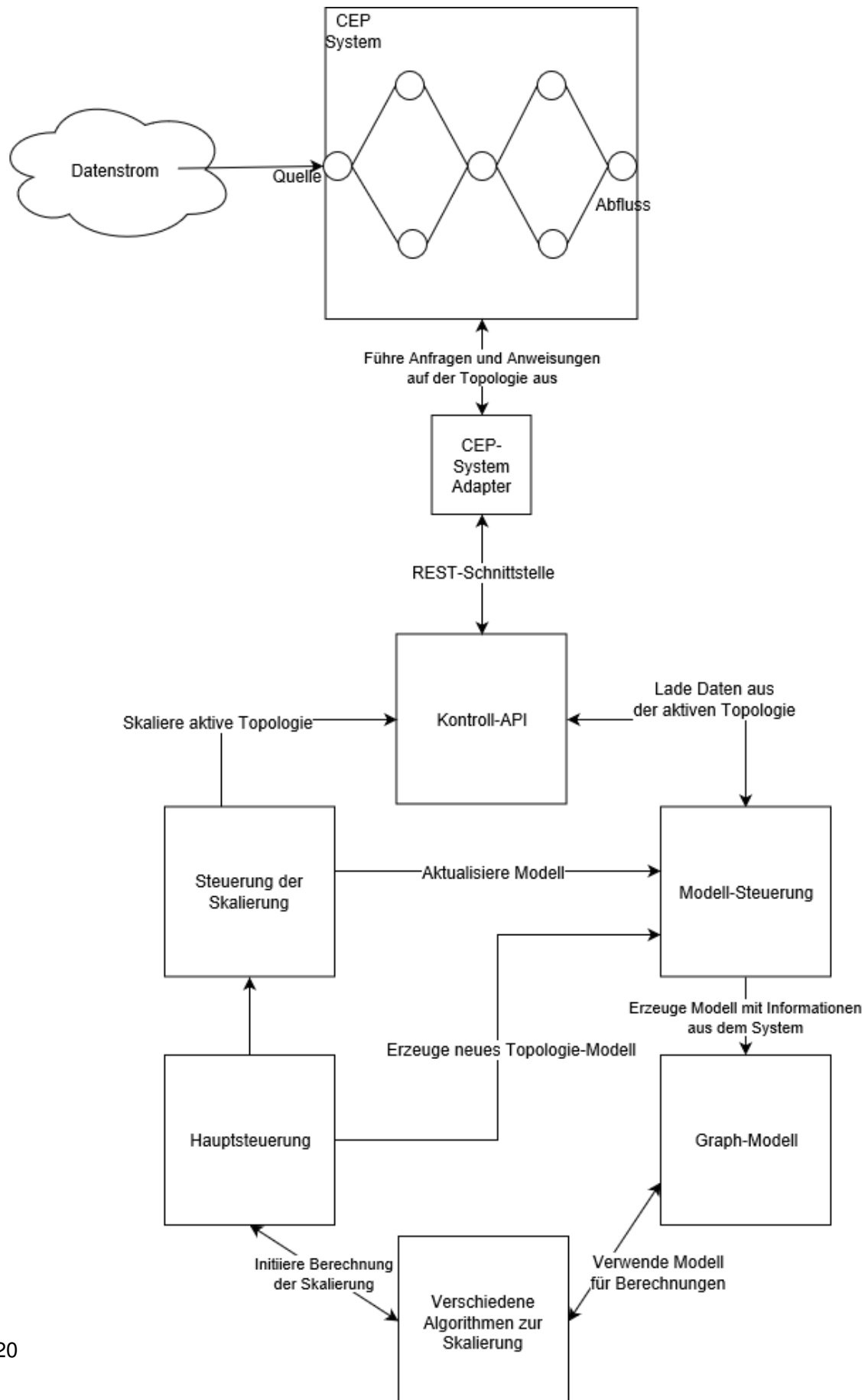


Abbildung 2.1.: Architektur des Systems

2.1. Graph-Modell

Das Graph-Modell repräsentiert die Topologie im realen CEP-System. Alle Elemente der Topologie werden nach dem in Kapitel ***** vorgestellten Topologie-Modell abgebildet. Es dient als Cache für Messdaten aus dem realen System. Durch die Zwischenspeicherung wird ermöglicht, dass ein Modell eines bestimmten Zeitpunktes des realen Systems zur Verfügung gestellt werden kann. Würden die Algorithmen die Werte zur Laufzeit abfragen, also immer dann, wenn die Werte benötigt werden, kann dies zu einem inkonsistenten Modell führen. Die Algorithmen verwenden das Modell, um die Inkonsistenz von Messungen zu verschiedenen Zeitpunkten zu verhindern.

Jedes Modell besteht aus Pfaden und Operatoren. Jeder Pfad stellt dabei eine geordnete Folge von Operatoren dar. Das Modell erlaubt kreuzende Pfade, sodass Operatoren in mehreren Pfaden verwendet werden können. Momentan kann im Modell keine selektive Weiterleitung der Tupel repräsentiert werden. Dies bedeutet, dass ein Operator alle Tupel, die er versendet, an immer an alle folgenden Operatoren weiterleitet. Operatoren sind über einen Namen identifizierbar und haben eine dem Parallelisierungsgrad entsprechende Anzahl an Tasks. Sobald der Operator einen neuen Parallelisierungsgrad erhält, wird die entsprechende Anzahl Tasks gelöscht oder erzeugt. Somit ist die Anzahl Tasks immer gleich dem Parallelisierungsgrad des Operators. Der maximale und minimale Parallelisierungsgrad aller Operatoren kann über zwei Konstanten angegeben werden. Diese gelten für alle Operatoren in allen Modellen. Ein logisch schlüssiger Minimalwert ist der Parallelisierungsgrad 1. Ein Parallelisierungsgrad kleiner als eins ist für einen aktiven Operator nicht gültig, da er keinen ausführenden Task besitzt. Das Maximum kann entsprechend der Ressourcen, die im CEP-System zur Verfügung stehen, angepasst werden. Pfade und Operatoren stellen die logische Struktur der Topologie dar.

Die ausführende Ebene, oder physische Struktur, wird durch Tasks und Kanäle repräsentiert. Tasks sind die Recheninstanzen welche die Operation eines Operators auf Tupel ausführen. In der vorliegenden Implementation des Graph-Modells ist die Zwischenspeicherung der Messwerte auf Task-Ebene vorgesehen. Somit wird ermöglicht, dass ein detailliertes Modell der Topologie im CEP-System erzeugt werden kann. Die ID der Tasks wird vom Operator automatisch erzeugt und wird aus dem Namen des Operators und einer fortlaufenden Nummer wie folgt gebildet: <Name>_<Nummer>. Die niedrigste Nummer ist immer die eins. Die höchste Nummer entspricht immer dem aktuellen Parallelisierungsgrad des Operators. Für Tasks sind folgende Messwerte in der aktuellen Version des Modells vorgesehen:

- Latenz des Tasks
- Anzahl Ausführungen des Tasks
- Anzahl eingehender Tupel
- Anzahl ausgehender Tupel
- Auslastung
- Bearbeitungsdauer
- Tupel-Ankunftsintervall
- Varianz der Bearbeitungsdauer
- Varianz des Tupel-Ankunftsintervalls

2. Implementierung des Frameworks

Für die Messwerte der Tasks wird die Annahme getroffen, dass sie unabhängig vom Pfad sind. Dies bedeutet zum Beispiel, dass alle eingehenden Tupel die selbe Bearbeitungsdauer benötigen. Unabhängig davon von welchem vorhergehenden Operator sie stammen. Alle für den Task erfassten Metriken differenzieren nicht die Herkunft der Tupel, sondern erfassen sie gesammelt.

Für viele Algorithmen wird nicht der Messwert eines einzelnen Tasks betrachtet, jedoch können die Werte gemittelt werden um einen aussagekräftigen Messwert für den gesamten Operator zu bekommen.

Die Kommunikation zwischen den Tasks wird durch die Kanäle repräsentiert. Diese speichern Metriken der Kommunikationskanäle zwischen Tasks. Für die Implementation des Modells wurde die Annahme getroffen, dass alle Tasks eines Operators mit allen Tasks der vorhergehenden und nachfolgenden Operatoren kommunizieren können. Die Anzahl an Kanälen zwischen zwei Operatoren ist also das Produkt aus deren Parallelisierungsgraden. Für Kanäle sind folgende Messwerte vorgesehen:

- Latenz des Kanals
- Latenz der Stapelverarbeitung

Details zu den Messwerten werden in Kapitel ***** erläutert.

2.2. Modell-Steuerung

Die Modell-Steuerung erzeugt die Modellstruktur der Topologien und füllt diese anschließend mit Messwerten. Alle Aktionen werden von der Hauptsteuerung initiiert. Im ersten Schritt wird die Topologie vom CEP-System über die Kontroll-API ausgelesen. Welche Topologie ausgelesen wird entscheidet die angegebene Adapteradresse. Ein Adapter ist jeweils für eine Topologie zuständig. Zuerst werden die Pfade der Topologie ausgelesen und im Graph-Modell die entsprechenden Operatoren und Pfade angelegt. Dann wird der Parallelisierungsgrad der Operatoren gesetzt. Diese erzeugen, wie zuvor beschrieben, durch das setzen des Parallelisierungsgrades die entsprechende Anzahl an Tasks und Kanälen.

Anschließend erzeugt die Modell-Steuerung eine Zuweisung von Tasks im realen System zu den Tasks im Modell. Die Tasks im Modell sind, wie im vorherigen Kapitel beschrieben, durchnummeriert und haben einen durch das Graph-Modell festgelegten Namen. Diese Namen weichen sehr wahrscheinlich von den Namen im realen CEP-System ab. Damit nun die Messwerte eines realen Tasks konsistent einem modellierten Task zugewiesen werden können, wird pro Operator eine Zuweisungstabelle für die Tasks erzeugt. Diese Zuweisung muss mit jeder Änderung des Parallelisierungsgrades des Operators angepasst werden, da Tasks wegfallen oder hinzu kommen. Ist die Zuweisung erfolgt werden zuletzt die Messwerte über die Kontroll-API in das Modell geladen.

2.3. Steuerung der Skalierung

Die Steuerung der Skalierung übernimmt zwei Aufgaben. Zum Einen werden die Ergebnisse der ausgeführten Algorithmen an das CEP-System geben. Dazu wird die Kontroll-API verwendet, der Adapter steuert die Anpassung der Parallelisierungsgrade in der aktiven Topologie. Als Zweites wird nach erfolgreicher Anpassung der realen Topologie noch das Modell angepasst. Hier werde ebenfalls die neuen Parallelisierungsgrade, welche die Algorithmen berechnet haben, gesetzt.

2.4. Hauptsteuerung

Die Hauptsteuerung ist die zentrale Steuereinheit des Frameworks. Sie enthält die Logik, die die anderen Komponenten kontrolliert und die zuvor beschriebenen Abläufe steuert. Sie instanziert die anderen Komponenten für jede Topologie, die gesteuert werden soll. Außerdem werden die Parameter definiert, die für Berechnungen in den Algorithmen verwendet werden. Die zeitliche Abfolge aller Abläufe zu steuern ist die Kernaufgabe der Komponente.

2.5. Kontroll-API

Die Kontroll-API abstrahiert die APIs der verschiedenen CEP-Systeme. Grundsätzlich besteht Sie aus zwei Teilen. Ein Teil nimmt die Aufrufe aus dem Framework entgegen und wandelt sie in REST-Anfragen um. Die Anfragen werden anschließend an den entsprechenden Adapter gesendet. So wird die REST-Schnittstelle über die zur Verfügung gestellten Funktionen gekapselt. Dieser Teil ist auf der gleichen Maschine wie die anderen Komponenten des Frameworks und wird direkt von den anderen Komponenten angesprochen.

Der zweite Teil, der Adapter, befindet sich auf der Maschine des zu steuernden CEP-Systems. Er nimmt REST-Anfragen entgegen und setzt diese in Befehle für die API des CEP-Systems um. Der Adapter ist somit der Teil, der die API des CEP-System auf eine einheitliche REST-Schnittstelle abstrahiert. Außerdem kapselt der Adapter die zurückgelieferten Messwerte des CEP-Systems und vereinheitlicht sie für das Graph-Modell. Deshalb ist die Implementation des Adapters essentiell für die Qualität des Graph-Modells. Die Implementation des Adapters für das CEP-System Heron wird in Kapitel ***** ausführlich behandelt.

Die Kommunikation über die REST-API ermöglicht es, dass die beiden teile auf verschiedenen Maschinen installiert sein können. Durch die Fern-Steuerung über die Schnittstelle können mit einer einzelnen Installation des Frameworks mehrere CEP-Systeme und Topologien gleichzeitig gesteuert werden.

2.6. UML-Diagramm des Frameworks

3. Algorithmus mit Warteschlangen-Theorie

Lohrmann et al. beschreiben in ihrem Paper [lohrmann_elastic_2015] einen Algorithmus, der das Ziel verfolgt, die Latenz der Tupel einer Topologie unter einem, durch den Benutzer bestimmten, Maximalwert zu halten. Dieses Ziel soll mit einem möglichst geringen Verbrauch von Ressourcen erreicht werden. Die Latenz eines Tupels bestimmt sich aus der Zeit, welche das Tupel benötigt um von der Quelle zum Konsument zu gelangen.

Dementsprechend ist die Wahl des Pfades für die Latenz des Tupels essentiell, da die sie mindestens die Summe der Latenz aller Operatoren in einem Pfad ist. Außerdem fließt die Zeit, in der Tupel sich zwischen Operatoren bewegen, in die Latenz des Tupels mit ein. Einerseits beinhaltet dies die Latenz des Netzwerks, über das die Tupel versendet werden. Diese Latenz kann jedoch nicht durch reines Skalieren der Operatoren beeinflusst werden, sondern ist von deren Platzierung abhängig. Im Modell des Algorithmus wird die Netzwerklatenz nicht explizit berücksichtigt. Der zweite Faktor ist die Zeit, welche zwischen der Ankunft eines Tupels im Zwischenspeicher des Operators und der Bearbeitung des Tupels durch den Operator liegt. Diese Zeit zwischen Ankunft und Bearbeitung wird in dem Algorithmus durch ein Modell aus der Warteschlangentheorie abgebildet. Die Dauer, in der sich ein Tupel in der Warteschlange vor der Bearbeitung durch den Operator befindet, wird folgend als Wartezeit bezeichnet. Der Algorithmus bedient sich der Kingman-Formel aus der Warteschlangen-Theorie um die Wartezeit zu berechnen. Sie modelliert eine Warteschlange mit einem einzelnen Abnehmer. Da die genannten Faktoren alle vom gewählten Pfad des Tupels abhängig sind, kann man auch von der Latenz eines Pfades sprechen.

Der Algorithmus von Lohrmann et al. berechnet mit Hilfe der Warteschlangentheorie die Latenz eines Pfades. Diese Berechnung wird für alle Pfade der Topologie ausgeführt. Er vergleicht pro Pfad die berechneten Werte mit dem für den Pfad gegebenen Maximalwert für die Latenz. Der Maximalwert der Latenz des Pfades muss vom Benutzer angegeben werden, bevor der Algorithmus ausgeführt wird. Der Algorithmus versucht den gegebenen Maximalwert für die Latenz des Pfades mit dem geringsten Ressourcenverbrauch zu erreichen. Die Latenz eines Operators wird im Modell des Algorithmus als konstant angenommen. Die Wartezeit verändert sich nach der Formel von Kingman mit der Parallelisierungsgrad des Operators. So stellt die Wartezeit die einzige Möglichkeit dar um die Latenz des Pfades zu anzupassen.

Um minimale Ressourcen zu verbrauchen, startet der Algorithmus bei dem minimalen Parallelisierungsgrad für alle Operatoren. Schrittweise berechnet er dann, bei welchem Operator eine Erhöhung des Parallelisierungsgrades um eins die größte Verringerung der Latenz des Pfades zur Folge hat. Außerdem bestimmt der Algorithmus den Operator, welcher den zweitgrößten Effekt auf die Latenz des Pfades hat. Für den Operator mit dem größten Effekt wird dann durch die von Lohrmann et al. definierte Funktion P_{Δ} ein neuer Parallelisierungsgrad bestimmt. Diese berechnet den neuen Parallelisierungsgrad in Abhängigkeit zum Operator mit dem zweitgrößten Effekt. So soll verhindert werden, dass der Parallelisierungsgrad eines Operators mehrfach hintereinander um eins erhöht wird. Stattdessen wird der Parallelisierungsgrad des gewählten Operators von P_{Δ}

so weit erhöht, dass in der nächsten Runde ein anderer Operator gewählt wird. Diese Schritte werden so lange durchgeführt, bis der Pfad eine Latenz unter dem definierten Maximalwert aufweist.

3.1. Implementation

Im Folgenden sollen die Besonderheiten und Abweichungen vom Original in der vorliegenden Implementation des Algorithmus ausführlich diskutiert werden. Die Implementation des Algorithmus von Lohrmann et al. verwendet das vorgestellte Graph-Modell.

3.1.1. Latenz eines Tupels

Eine weitere Feststellung ist für die Berechnung der Latenz eines einzelnen Tupels notwendig. Laut Lohrmann et al. wird diese von dem Zeitpunkt an dem das Tupel von der Quelle emittiert wird bis zu dem Zeitpunkt an dem das Tupel an dem Konsument aufgenommen wird berechnet. Dabei ist nicht eindeutig definiert, ob die Latenz des Konsument-Operators berücksichtigt wird. In der vorliegenden Implementation wird die Latenz des Konsumentes ebenfalls zur Gesamtlatenz des Tupels gezählt.

3.1.2. Initialisierung

Für die fehlerfreie Berechnung des Parallelisierungsgrades ist es notwendig, dass das Modell so initialisiert ist, dass die zwischengespeicherten Messwerte größer als 0 sind. Ist dies nicht der Fall kann es zu Divisionen durch 0 führen. Daher wird vor der eigentlichen Ausführung des Algorithmus das Modell auf die korrekte Initialisierung geprüft. Falls dies nicht zutrifft, wird eine `IllegalStateException` geworfen, welche angibt, dass das Modell nicht ordnungsgemäß initialisiert ist.

3.1.3. Minimaler Parallelisierungsgrad und Flaschenhals

Die Wartezeit von Operator i wird von Lohrmann et. al mit der folgenden Funktion berechnet: [lohrmann_elastic_2015]:

$$W(p_i^*) = e \left(\frac{\lambda_i S_i^2 p_i}{p_i^* - \lambda_i S_i p_i} \right) \left(\frac{c_{Ai}^2 + c_{Si}^2}{2} \right)$$

Der Wert des Koeffizienten e resultiert aus einer Angleichung der Ergebnisse des Modells an die Messwerte des realen CEP-Systems. Er wird im nächsten Kapitel gesondert diskutiert. λ ist die durchschnittliche Tupel-Ankunftsrate pro Millisekunde welche mit

$$\frac{1}{\text{Tupel} - \text{Ankunftsintervall}}$$

berechnet wird. S beschreibt die Bearbeitungsdauer in Millisekunden. p ist der aktuelle Parallelisierungsgrad des Operators. Die aktuellen Messwerte aus dem CEP-System sind für diesen

Parallelisierungsgrad gültig. p^* ist der potentielle neue Parallelisierungsgrad des Operators. Der Algorithmus versucht die Wartezeit durch das optimieren von p^* so anzupassen, dass die Latenzbeschränkung des Pfades eingehalten wird. Dabei aber möglichst wenig Ressourcen verwendet werden. Der letzte Teil der Formel berechnet einen Koeffizienten aus den Varianzen der Bearbeitungsdauer und der Tupel-Ankunftsrate. Essentiell für die folgenden Ausführungen ist vor allem der Nenner $p_i^* - \lambda_i S_i p_i$.

Ein wichtiges Detail ist, dass ein negativer Nenner für die Funktion nicht sinnvoll ist. Da die anderen beiden Koeffizienten immer positiv sind würde ein negativer Nenner im Ergebnis zu einer negativen Wartezeit führen. Eine negative Wartezeit ist aber real nicht möglich, deswegen ist die Formel für diesen Anwendungsfall ungültig, wenn sie einen negativen Nenner besitzt. Des Weiteren ist die Funktion offensichtlich ungültig wenn nach der Subtraktion im Nenner eine Null steht.

Um diese Probleme zu verhindern legen Lohrmann et al. fest, dass die Berechnungen des Algorithmus nur gültig sind, wenn in der Topologie keine Flaschenhälse vorhanden sind. Ein Flaschenhals wird als ein Operator mit einer Auslastung von 100% oder nahe 100% definiert. Um einen Flaschenhals aufzulösen wird im vorgeschlagenen Algorithmus der Parallelisierungsgrad des Operators verdoppelt. Falls die Auslastung höher als eins ist, wird der Parallelisierungsgrad noch mit der momentanen Auslastung multipliziert. Da der Parallelisierungsgrad eine Ganzzahl sein muss, muss das Produkt zu einem Integer umgewandelt werden. In der vorliegenden Implementation werden die Kommastellen nach der Multiplikation abgeschnitten und nicht gerundet. Bei einer Verdoppelung des Parallelisierungsgrades übt die maximale Differenz von 1 keinen starken Einfluss aus und der Code ist leichter zu lesen. Lohrmann et al. treffen selbst keine Aussage zu dieser Problematik.

Jedoch ist die Methode, Flaschenhälse in der Topologie aufzulösen, nicht ausreichend um die zuvor beschriebenen Probleme zu verhindern. Die Auflösung der Flaschenhälse sorgt nur dafür, dass die Bedingung $0 < \lambda S < 1$ erfüllt ist. Um einen Nenner > 0 zu erhalten muss aber die Bedingung $p^* > \lambda S p$ erfüllt sein. Nehmen wir den Grenzwert 1 für die Auslastung (λS) an. Dies bedeutet immer wenn $p \geq p^*$ zutrifft ist der Nenner null oder negativ. Lässt man die Auslastung gegen den Grenzwert 0 gehen, so ist der Nenner unter der Bedingung $p \gg p^*$ null oder negativ. Wie im ersten Teil dieses Kapitels beschrieben, berechnet der Algorithmus zu Beginn die Wartezeit mit dem minimalen Parallelisierungsgrad. Wie in Kapitel ***** beschrieben ist es gewöhnlich, dass dieser eins beträgt. Wir nehmen an der Algorithmus startet mit dem potentiellen Parallelisierungsgrad $p^* = 1$. Der momentan im System aktive Parallelisierungsgrad p bleibt für einen gesamten Durchlauf des Algorithmus konstant. Da $p^* = 1$ ist es nicht unwahrscheinlich, dass $p \gg p^*$ zutrifft und somit der Nenner ≤ 0 ist. Dies ist für die Anwendung aber nicht zulässig und stellt deshalb ein Fehler im von Lohrmann et al. vorgestellten Algorithmus dar. Die Berechnung des Algorithmus darf nicht in allen Fällen mit dem im Modell festgelegten minimalen Parallelisierungsgrad von eins beginnen. Stattdessen ist die Auswahl des minimalen Parallelisierungsgrades eines Operators wie folgt zu definieren: $\max(p_{min}, \lambda S p + 1)$. Die Erhöhung um eins ist notwendig um zu Verhindern, dass der Nenner null wird. Diese Änderung wurde in der vorliegenden Implementation des Algorithmus umgesetzt.

3.1.4. Ausnahme bei Flaschenhals mit maximalem Parallelisierungsgrad

Wie zuvor beschrieben wird beim Auftreten eines Flaschenhalses der Parallelisierungsgrad des Operators verdoppelt. Dabei kann es vorkommen, dass der maximale Parallelisierungsgrad eines Operators überschritten wird. Die Implementation des Algorithmus wirft in diesen Fall eine Ausnahme, welche besagt, dass der Operator trotz maximalem Parallelisierungsgrad ein Flaschenhals ist. Es wird keine weitere Anpassung unternommen.

3.1.5. Ausnahme bei nicht ausreichendem Parallelisierungsgrad

Nachdem die Flaschenhälse aufgelöst wurden, prüft der Algorithmus, ob es mit der momentanen Konfiguration möglich ist, den Grenzwert für die Latenz des Pfades zu erreichen. Dazu wird die Latenz für den Fall berechnet, dass alle Operatoren bis zum maximalen Parallelisierungsgrad skaliert sind. Ist dies nicht der Fall, werden in der originalen Version des Algorithmus ohne weitere Mitteilung alle Operatoren maximal skaliert. In der vorliegenden Implementation wurde dieses Verhalten geändert, sodass eine `IllegalStateException` geworfen wird. Diese sagt aus, dass der maximale Parallelisierungsgrad nicht ausreichend ist. Eine Anpassung des Parallelisierungsgrades findet demnach nicht statt.

3.1.6. Verhindere Loop durch zu kleinen Parallelisierungsgrad

Wenn der Algorithmus schrittweise die Parallelisierungsgrade der Operatoren optimiert, wird die Funktion P_{δ} aufgerufen. Sie bestimmt den nächsten Parallelisierungsgrad des Operators. Entgegen der Intention der Funktion, dass in der nächsten Runde des Algorithmus ein anderer Operator gewählt wird, liefert sie teilweise den aktuellen Parallelisierungsgrad des Operators. Der Parallelisierungsgrad des gewählten Operators ändert sich dementsprechend nicht. Dies führt offensichtlich dazu, dass er in der nächsten Runde wieder gewählt wird, da alle Parameter der Warteschlangen-Funktion identisch geblieben sind. Dieses Verhalten führt zu einer endlosen Schleife im Algorithmus. Um das Problem zu beheben, wird in der Implementation das Ergebnis der Funktion P_{Δ} geprüft. Sei p der momentane Parallelisierungsgrad des Operators. Das Ergebnis der Funktion P_{Δ} ist p_{Δ} . Dann bestimmt sich der zukünftige Parallelisierungsgrad des Operators aus dem Maximum $\max(p + 1, p_{\Delta})$.

3.1.7. Parallelisierungsgrad des letzten Operators

In einem Spezialfall des Algorithmus wird die von Lohrmann et al. definierte Funktion P_w verwendet. Sie bestimmt den Parallelisierungsgrad des letzten verbleibenden Operators, wenn alle anderen Operatoren bereits maximal skaliert sind. Allerdings weist diese im von Lohrmann et al. definierten Algorithmus keine Beschränkung durch den maximalen Parallelisierungsgrad des Operators auf. Es treten somit Fälle auf, in denen die Funktion einen Parallelisierungsgrad über dem Maximum zurückliefert. Theoretisch sollte der Maximalwert nicht überschritten werden, denn zu Beginn überprüft der Algorithmus, ob der Grenzwert für die Latenz unter maximaler Skalierung erreicht werden kann. Dass dieser Fall dennoch eintritt, hängt mit der im nächsten Kapitel beschriebenen Problematik zusammen. Um diesen Fehler zu vermeiden, wird in dieser

Implementation das Ergebnis der Funktion geprüft und auf den maximalen Parallelisierungsgrad gesetzt, falls es diesen übersteigt.

3.1.8. Koeffizient e

Im Folgenden wird der Einfluss des Koeffizienten e auf die Funktion P_w untersucht. Die Funktion ist wie folgt definiert:

$$P_w(i, w) = \lceil \frac{a_i}{w} + \lambda_i S_i p_i \rceil$$

$$a_i = \lambda_i S_i^2 p_i \left(\frac{c_{Ai}^2 + c_{Si}^2}{2} \right)$$

Der Parameter i bestimmt dabei den Index des Operators. Der Parameter w ist definiert als die für den Operator maximal erlaubte Wartezeit, um den Grenzwert für die Gesamtlatenz für den Pfad nicht zu überschreiten. Diese ist bekannt, da i der letzte Operator ist, der noch nicht maximal skaliert ist. Außerdem folgt aus der initialen Prüfung, dass die maximale Latenz zumindest bei maximaler Parallelisierung erreicht werden kann.

Die Funktion P_w ist die nach p_i^* umgestellte Variante der Funktion $W(p_i^*)$, die die Wartezeit eines Operators abhängig vom Parallelisierungsgrad bestimmt. Die umgestellte Formel bestimmt nun den Parallelisierungsgrad eines Operators abhängig von der maximal erlaubten Warteschlangenzeit w . Allerdings wurde bei der Umstellung der Formel der Koeffizient e nicht berücksichtigt oder aus P_w absichtlich entfernt.

Koeffizient e beschreibt die prozentuale Abweichung der gemessenen Wartezeit zur berechneten Wartezeit aus der Kingman-Formel. Er wird in der Funktion W benutzt um die Abweichung von Modell und realem System auszugleichen. e wird wie folgt berechnet:

$$e_i = \frac{l_{ji} - obl_{ji}}{Kingman_i}$$

wobei l_{ji} die Latenz des Kanals zwischen Operator i und dessen Vorgänger j beschreibt. Die Latenz der Stapelverarbeitung am Ausgang von j wird durch obl_{ji} repräsentiert. Ist die Netzwerklatenz in l_{ji} nicht Berücksichtigt ist die Differenz der beiden Latenzen ist die effektive Wartezeit eines Tupels im realen System.

Durch die fehlende Berücksichtigung von e kann der aus P_w resultierende Parallelisierungsgrad stark von dem in W angenommenen Wert abweichen. Angenommen die maximale Warteschlangendauer $w = 1$ wird in der Funktion W durch den Parallelisierungsgrad $p^* = 1$ erfüllt. Es gilt also $W(1) = 1$. Gleichzeitig nehmen wir an, dass $e = 0,5$ beträgt. Der gemessene Wartezeit beträgt also nur 50% des berechneten Wartezeit $W(1) = 2 * 0,5$. Der Koeffizient passt den berechneten Wert entsprechend an. Berechnet man nun P_w für $w = 1$ wird ein Parallelisierungsgrad von 2 zurückgeliefert, da dieser nicht um den Faktor $e = 0,5$ angeglichen wurde. Der aus P_w resultierende Parallelisierungsgrad verschwendet also Ressourcen wenn angenommen wird, dass $W(p)$ korrekt ist und der Parallelisierungsgrad $p = 1$ genügt um $w = 1$ zu erfüllen.

Nehmen wir nun an, dass $p = 1$ der maximale Parallelisierungsgrad eines Operators ist. Um zu prüfen ob der Operator die maximal erlaubte Warteschlangenzeit $w = 1$ erfüllen kann, wird mit

3. Algorithmus mit Warteschlangen-Theorie

$W(1) = 1$ geprüft ob er mit maximaler Auslastung diesen Wert erreicht. P_w bestimmt nun die tatsächliche Ausprägung des Parallelisierungsgrades und liefert den Wert 2, der den maximalen Parallelisierungsgrad überschreitet.

Drastischer ist das Problem für den Fall, dass der Faktor $e > 1$ ist. Dann würde der gemessene Wert größer als der berechnete Wert sein. Nehmen wir an $e = 1.5$, $W(3) = 1$ und $W(3) = (2/3) * 1.5$ sowie $w = 1$. Das Ergebnis von W ergibt, dass sich die maximale Warteschlangenzeit durch den Parallelisierungsgrad von 3 erfüllen lässt. Wird nun der Parallelisierungsgrad durch P_w berechnet resultiert daraus 2. Somit würde durch den geringeren Parallelisierungsgrad der Maximalwert für die Latenz des Pfades verletzt.

Um diesem Problem entgegen zu wirken, wird in der Implementation des Algorithmus das Ergebnis von P_w mit dem Koeffizienten e multipliziert.

3.2. Parameter

Dieser Bereich beschreibt die Parameter, mit welchen der Algorithmus gesteuert werden kann. Parameter die in der originalen Version des Algorithmus von Lohrmann et al. fix definiert waren, wurden für die Implementation parametrisiert um flexibler zu sein. Der Algorithmus berücksichtigt die neben den speziell dem Algorithmus zugewiesenen Parametern noch den maximalen und minimalen Parallelisierungsgrad aus dem Graph-Modell. Die folgenden Parameter sind als finale statische Attribute in der Klasse für den Algorithmus zu finden.

3.2.1. Flaschenhals Grenzwert

Name: *BOTTLENECK_THRESHOLD*

Standardwert: 1.0

Wie von Lohrmann et al. beschrieben ist der Algorithmus ungültig wenn die Topologie einen Flaschenhals aufweist. Ein Operator wird als Flaschenhals definiert, wenn er eine Auslastung von 100% oder nahezu 100% hat. Für die Implementation wurde der Grenzwert von 100% nicht als Konstante sondern als konfigurierbarer Parameter umgesetzt. Der Wert kann als Dezimalzahl angegeben werden, sodass 1.0 = 100% Auslastung entspricht. Ein Wert von größer als 1.0 zu setzen ist für den Algorithmus nicht zulässig. Allerdings könnte es für eine schnellere Skalierung der Operatoren interessant sein, dass der Grenzwert für einen Flaschenhals auf einen niedrigeren Wert gesetzt wird.

Allerdings ist zu beachten, dass der Wert nicht zu niedrig angesetzt sein darf, da sonst immer abwechselnd gegensätzliche Aktionen durch den Algorithmus angestoßen werden. Im ersten Durchlauf erkennt er einen Flaschenhals, zum Beispiel mit einem Grenzwert von 50%. Daraufhin wird der Parallelisierungsgrad des Operators verdoppelt. Beim nächsten Lauf ist der Flaschenhals nicht mehr vorhanden und der Algorithmus verwendet die Funktion der Wartezeit. Er versucht die maximale Latenz des Pfades mit möglichst wenig Ressourcen zu unterschreiten. Deshalb ist es sehr wahrscheinlich, dass er den zuvor verdoppelten Parallelisierungsgrad wieder zurück setzt um Ressourcen zu sparen. Im darauf Folgenden Lauf wird dies dazu führen, dass der Operator wieder als Flaschenhals erkannt wird.

3.2.2. Koeffizient für Stapelverarbeitung

Name: *ADAPTIVE_BATCHING_COEFFICIENT*

Standardwert: *0.8*

Wertebereich $0 \leq x < 1$

Die Idee der Stapelverarbeitung ist, dass Tupel am Ende eines Operators gesammelt werden und gleichzeitig über das Netzwerk gesendet werden können. Durch die Zusammenfassung der Tupel kann der Overhead für Netzwerkprotokolle verringert und somit der Durchsatz an Tupel verringert werden. Allerdings steigt durch die Wartezeit im Stapel die Latenz. Lohrmann et al. beschreiben in [lohrmann_nephele_2014] adaptive Stapelverarbeitung. Sie beschreiben ein System welches die Stapelgröße am Ende eines Operator dynamisch ändert, anstatt wie bei anderen CEP-Systemen, die Größe system-weit zu fixieren. Der Name des Parameters ist darauf zurück zu führen, dass der vorgestellte Algorithmus auf dem CEP-System Nephele aufbaut, für das die adaptive Stapelverarbeitung implementiert wurde. Jedoch ist die Aufgabe des Parameters im Algorithmus generell für jede Stapelverarbeitung zutreffend.

Der Parameter ist ein Koeffizient welcher die Dauer beschreibt, die ein Tupel in dem Ausgangsstapel eines Operators liegt. Er wird als Anteil der maximalen Latenz des Pfades angegeben. Die effektive maximale Latenz eines Pfades berechnet der Algorithmus durch das Produkt aus diesem Parameter und der maximalen Latenz des Pfades.

3.2.3. Schrittweite

Name: *DELTA_STEP_SIZE*

Standardwert: *1*

Wertebereich $1 \leq x$

Dieser Parameter legt die Schrittweite fest, mit der der Algorithmus den Operator bestimmt, der den größten Einfluss auf die Latenz des Pfades hat. In jeder Runde berechnet der Algorithmus die Wartezeit aller Operatoren. Die Berechnung wird mit dem Parallelisierungsgrad, der um die definierte Schrittweite erhöht ist, durchgeführt. Anschließend vergleicht er, welcher Operator die Gesamtlatenz mit dem neuen Parallelisierungsgrad am stärksten verringern würde. Die Schrittweite dient aber ausschließlich zur Auswahl des Operators. Der Parallelisierungsgrad des Operators wird anschließend von der Funktion P_{Δ} festgelegt. Deswegen ist der Standardwert von eins durchaus sinnvoll. Ein höherer Wert wäre interessanter, wenn die Operatoren um die Schrittweite ebenfalls direkt erhöht werden würden. Für die vorliegende Version des Algorithmus führt die Abweichung vom Standardwert sehr wahrscheinlich zu einem höheren Verbrauch an Ressourcen.

3.2.4. Verwendung der Latenz der Kanäle

Name: *USE_LATENCY_ADAPTION*

Standardwert: *true*

Wertebereich *Boolean*

Im einem vorhergehenden Kapitel wurde die Berechnung des Koeffizienten e untersucht. Mit dem Koeffizienten wird versucht die berechnete Wartezeit an die Tatsächliche Wartezeit im System anzupassen. Dazu wird die mit dem aktuellen Parallelisierungsgrad errechnete Wartezeit eines Operators mit der tatsächlich gemessenen Wartezeit ins Verhältnis gesetzt. Das Messen der Wartezeit im realen System ist je nach Support des CEP-Systems nicht trivial. Lohrmann et al. definieren die gemessene Wartezeit als *LatenzdesKanals* – *LatenzderStapelverarbeitung*. Die Messung der Latenz des Kanals ist jedoch ein nicht triviales Problem, sobald Operatoren sich über mehrere Rechner verteilen. Die Uhren der Hosts exakt synchron zu halten ist nicht realisieren. Somit ist die Messung der Latenz des Kanals nie korrekt.

Ein weiteres Detail ist das Verhältnis der Netzwerklatenz zu der Wartezeit. Wie zu Beginn dieses Kapitels beschrieben, ist die Wartezeit die variable Größe, die durch den Algorithmus optimiert wird. Die Netzwerklatenz wird, wie die Latenz des Operators, als konstant angenommen. Sind Operatoren über mehrere Rechner verteilt ist die Netzwerklatenz in der Latenz des Kanals enthalten. Aus empirischer Erfahrung in der Testumgebung ist die Netzwerklatenz ein essentieller Teil der Latenz des Kanals. Nehmen wir an dass die Netzwerklatenz einen Anteil von 90% an der Gesamtlatenz von 10 ms hat. Somit wäre die gemessene Wartezeit bei 1 ms. Das Ergebnis für die Berechnung der Wartezeit durch die Kingman Formel liefert ebenfalls 1 ms. Sie trifft also die reale Wartezeit des Tupels exakt. Wenn die Latenz der Stapelverarbeitung mit null beziffern wird der Koeffizient e wird nun wie folgt berechnet:

$$e = \frac{\text{LatenzdesKanals}}{\text{Kingman}} = \frac{10}{1} = 10$$

Dies würde bedeuten dass der Algorithmus die Wartezeit des Operators verzehnfacht. Anschließend würde er versuchen die verzehnfachte Wartezeit über den Parallelisierungsgrad des Operators zu verringern. Real ist der Anteil der Netzwerk-Latenz aber konstant. Im realen System werden durch die Skalierung somit nur 10% der berechneten Verringerung der Wartezeit effektiv erreicht. Der Algorithmus neigt deshalb dazu sehr hohe Parallelisierungsgrade zurück zu geben, die auf im realen aber nur einen geringen Effekt auf die Latenz des Pfades bewirken.

Daher ist eine Adaption der berechneten Wartezeit durch den Koeffizienten e nur sinnvoll, wenn die effektive Wartezeit im realen System bestimmt werden kann. In der Implementation wurde daher der hier beschriebene Parameter eingeführt, um die Adaption durch den Koeffizienten e abzuschalten zu können. Dieser wird sinnvoller Weise auf *false* gesetzt wenn die Wartezeit im CEP-System nicht bestimmt werden kann.

4. Kapitel zwei

Hier wird der Hauptteil stehen. Falls mehrere Kapitel gewünscht, entweder mehrmals `\chapter` benutzen oder pro Kapitel eine eigene Datei anlegen und `ausarbeitung.tex` anpassen.

LaTeX-Hinweise stehen in Anhang A.

5. Überschrift auf Ebene 0 (chapter)

Dies hier ist ein Blindtext zum Testen von Textausgaben. Wer diesen Text liest, ist selbst schuld. $\sin^2(\alpha) + \cos^2(\beta) = 1$. Der Text gibt lediglich den Grauwert der Schrift an $E = mc^2$. Ist das wirklich so? Ist es gleichgültig, ob ich schreibe: „Dies ist ein Blindtext“ oder „Huardest gefburn“? Kjift – mitnichten! Ein Blindtext bietet mir wichtige Informationen. $\sqrt[n]{a} \cdot \sqrt[n]{b} = \sqrt[n]{ab}$. An ihm messe ich die Lesbarkeit einer Schrift, ihre Anmutung, wie harmonisch die Figuren zueinander stehen und prüfe, wie breit oder schmal sie läuft. $\frac{\sqrt[n]{a}}{\sqrt[n]{b}} = \sqrt[n]{\frac{a}{b}}$. Ein Blindtext sollte möglichst viele verschiedene Buchstaben enthalten und in der Originalsprache gesetzt sein. $a \sqrt[n]{b} = \sqrt[n]{a^n b}$. Er muss keinen Sinn ergeben, sollte aber lesbar sein. $d\Omega = \sin \vartheta d\vartheta d\varphi$. Fremdsprachige Texte wie „Lorem ipsum“ dienen nicht dem eigentlichen Zweck, da sie eine falsche Anmutung vermitteln.

5.1. Überschrift auf Ebene 1 (section)

Dies hier ist ein Blindtext zum Testen von Textausgaben. Wer diesen Text liest, ist selbst schuld. $\sin^2(\alpha) + \cos^2(\beta) = 1$. Der Text gibt lediglich den Grauwert der Schrift an $E = mc^2$. Ist das wirklich so? Ist es gleichgültig, ob ich schreibe: „Dies ist ein Blindtext“ oder „Huardest gefburn“? Kjift – mitnichten! Ein Blindtext bietet mir wichtige Informationen. $\sqrt[n]{a} \cdot \sqrt[n]{b} = \sqrt[n]{ab}$. An ihm messe ich die Lesbarkeit einer Schrift, ihre Anmutung, wie harmonisch die Figuren zueinander stehen und prüfe, wie breit oder schmal sie läuft. $\frac{\sqrt[n]{a}}{\sqrt[n]{b}} = \sqrt[n]{\frac{a}{b}}$. Ein Blindtext sollte möglichst viele verschiedene Buchstaben enthalten und in der Originalsprache gesetzt sein. $a \sqrt[n]{b} = \sqrt[n]{a^n b}$. Er muss keinen Sinn ergeben, sollte aber lesbar sein. $d\Omega = \sin \vartheta d\vartheta d\varphi$. Fremdsprachige Texte wie „Lorem ipsum“ dienen nicht dem eigentlichen Zweck, da sie eine falsche Anmutung vermitteln.

5.1.1. Überschrift auf Ebene 2 (subsection)

Dies hier ist ein Blindtext zum Testen von Textausgaben. Wer diesen Text liest, ist selbst schuld. $\sin^2(\alpha) + \cos^2(\beta) = 1$. Der Text gibt lediglich den Grauwert der Schrift an $E = mc^2$. Ist das wirklich so? Ist es gleichgültig, ob ich schreibe: „Dies ist ein Blindtext“ oder „Huardest gefburn“? Kjift – mitnichten! Ein Blindtext bietet mir wichtige Informationen. $\sqrt[n]{a} \cdot \sqrt[n]{b} = \sqrt[n]{ab}$. An ihm messe ich die Lesbarkeit einer Schrift, ihre Anmutung, wie harmonisch die Figuren zueinander stehen und prüfe, wie breit oder schmal sie läuft. $\frac{\sqrt[n]{a}}{\sqrt[n]{b}} = \sqrt[n]{\frac{a}{b}}$. Ein Blindtext sollte möglichst viele verschiedene Buchstaben enthalten und in der Originalsprache gesetzt sein. $a \sqrt[n]{b} = \sqrt[n]{a^n b}$. Er muss keinen Sinn ergeben, sollte aber lesbar sein. $d\Omega = \sin \vartheta d\vartheta d\varphi$. Fremdsprachige Texte wie „Lorem ipsum“ dienen nicht dem eigentlichen Zweck, da sie eine falsche Anmutung vermitteln.

Überschrift auf Ebene 3 (subsubsection)

Dies hier ist ein Blindtext zum Testen von Textausgaben. Wer diesen Text liest, ist selbst schuld. $\sin^2(\alpha) + \cos^2(\beta) = 1$. Der Text gibt lediglich den Grauwert der Schrift an $E = mc^2$. Ist das wirklich so? Ist es gleichgültig, ob ich schreibe: „Dies ist ein Blindtext“ oder „Huardest gefburn“? Kjift – mitnichten! Ein Blindtext bietet mir wichtige Informationen. $\sqrt[n]{a} \cdot \sqrt[n]{b} = \sqrt[n]{ab}$. An ihm messe ich die Lesbarkeit einer Schrift, ihre Anmutung, wie harmonisch die Figuren zueinander stehen und prüfe, wie breit oder schmal sie läuft. $\frac{\sqrt[n]{a}}{\sqrt[n]{b}} = \sqrt[n]{\frac{a}{b}}$. Ein Blindtext sollte möglichst viele verschiedene Buchstaben enthalten und in der Originalsprache gesetzt sein. $a \sqrt[n]{b} = \sqrt[n]{a^n b}$. Er muss keinen Sinn ergeben, sollte aber lesbar sein. $d\Omega = \sin \vartheta d\vartheta d\varphi$. Fremdsprachige Texte wie „Lorem ipsum“ dienen nicht dem eigentlichen Zweck, da sie eine falsche Anmutung vermitteln.

Überschrift auf Ebene 4 (paragraph) Dies hier ist ein Blindtext zum Testen von Textausgaben. Wer diesen Text liest, ist selbst schuld. $\sin^2(\alpha) + \cos^2(\beta) = 1$. Der Text gibt lediglich den Grauwert der Schrift an $E = mc^2$. Ist das wirklich so? Ist es gleichgültig, ob ich schreibe: „Dies ist ein Blindtext“ oder „Huardest gefburn“? Kjift – mitnichten! Ein Blindtext bietet mir wichtige Informationen. $\sqrt[n]{a} \cdot \sqrt[n]{b} = \sqrt[n]{ab}$. An ihm messe ich die Lesbarkeit einer Schrift, ihre Anmutung, wie harmonisch die Figuren zueinander stehen und prüfe, wie breit oder schmal sie läuft. $\frac{\sqrt[n]{a}}{\sqrt[n]{b}} = \sqrt[n]{\frac{a}{b}}$. Ein Blindtext sollte möglichst viele verschiedene Buchstaben enthalten und in der Originalsprache gesetzt sein. $a \sqrt[n]{b} = \sqrt[n]{a^n b}$. Er muss keinen Sinn ergeben, sollte aber lesbar sein. $d\Omega = \sin \vartheta d\vartheta d\varphi$. Fremdsprachige Texte wie „Lorem ipsum“ dienen nicht dem eigentlichen Zweck, da sie eine falsche Anmutung vermitteln.

5.2. Listen

5.2.1. Beispiel einer Liste (itemize)

- Erster Listenpunkt, Stufe 1
- Zweiter Listenpunkt, Stufe 1
- Dritter Listenpunkt, Stufe 1
- Vierter Listenpunkt, Stufe 1
- Fünfter Listenpunkt, Stufe 1

Beispiel einer Liste (4*itemize)

- Erster Listenpunkt, Stufe 1
 - Erster Listenpunkt, Stufe 2
 - * Erster Listenpunkt, Stufe 3
 - Erster Listenpunkt, Stufe 4

- Zweiter Listenpunkt, Stufe 4
- * Zweiter Listenpunkt, Stufe 3
- Zweiter Listenpunkt, Stufe 2
- Zweiter Listenpunkt, Stufe 1

5.2.2. Beispiel einer Liste (enumerate)

1. Erster Listenpunkt, Stufe 1
2. Zweiter Listenpunkt, Stufe 1
3. Dritter Listenpunkt, Stufe 1
4. Vierter Listenpunkt, Stufe 1
5. Fünfter Listenpunkt, Stufe 1

Beispiel einer Liste (4*enumerate)

1. Erster Listenpunkt, Stufe 1
 - a) Erster Listenpunkt, Stufe 2
 - i. Erster Listenpunkt, Stufe 3
 - A. Erster Listenpunkt, Stufe 4
 - B. Zweiter Listenpunkt, Stufe 4
 - ii. Zweiter Listenpunkt, Stufe 3
 - b) Zweiter Listenpunkt, Stufe 2
2. Zweiter Listenpunkt, Stufe 1

5.2.3. Beispiel einer Liste (description)

Erster Listenpunkt, Stufe 1

Zweiter Listenpunkt, Stufe 1

Dritter Listenpunkt, Stufe 1

Vierter Listenpunkt, Stufe 1

Fünfter Listenpunkt, Stufe 1

Beispiel einer Liste (4*description)

Erster Listenpunkt, Stufe 1

Erster Listenpunkt, Stufe 2

Erster Listenpunkt, Stufe 3

Erster Listenpunkt, Stufe 4

Zweiter Listenpunkt, Stufe 4

Zweiter Listenpunkt, Stufe 3

Zweiter Listenpunkt, Stufe 2

Zweiter Listenpunkt, Stufe 1

6. Zusammenfassung und Ausblick

Hier bitte einen kurzen Durchgang durch die Arbeit.

Ausblick

...und anschließend einen Ausblick

A. LaTeX-Tipps

Probleme kann man niemals mit derselben Denkweise lösen, durch die sie entstanden sind.

(Albert Einstein)

Pro Satz eine neue Zeile. Das ist wichtig, um sauber versionieren zu können. In LaTeX werden Absätze durch eine Leerzeile getrennt.

Folglich werden neue Abstände insbesondere *nicht* durch Doppelbackslashes erzeugt. Der letzte Satz kam in einem neuen Absatz.

A.1. File-Encoding und Unterstützung von Umlauten

Die Vorlage wurde 2010 auf UTF-8 umgestellt. Alle neueren Editoren sollten damit keine Schwierigkeiten haben.

A.2. Zitate

Referenzen werden mittels `\cite[key]` gesetzt. Beispiel: **[WSPA]** oder mit Autorenangabe: **WSPA**.

Der folgende Satz demonstriert 1. die Großschreibung von Autorennamen am Satzanfang, 2. die richtige Zitation unter Verwendung von Autorennamen und der Referenz, 3. dass die Autorennamen ein Hyperlink auf das Literaturverzeichnis sind sowie 4. dass in dem Literaturverzeichnis der Namenspräfix „van der“ von „Wil M. P. van der Aalst“ steht. **RVvdA2016** präsentieren eine Studie über die Effektivität von Workflow-Management-Systemen.

Der folgende Satz demonstriert, dass man mittels `label` in einem Bibliographie-Eintrag den Textteil des generierten Labels überschreiben kann, aber das Jahr und die Eindeutigkeit noch von `biber` generiert wird. Die Apache ODE Engine [**ApacheODE**] ist eine Workflow-Maschine, die BPEL-Prozesse zuverlässig ausführt.

Wörter am besten mittels `\enquote{ . . . }` „einschließen“, dann werden die richtigen Anführungszeichen verwendet.

Beim Erstellen der Bibtex-Datei wird empfohlen darauf zu achten, dass die DOI aufgeführt wird.

Listing A.1 Istlisting in einer Listings-Umgebung, damit das Listing durch Balken abgetrennt ist

```
<listing name="second sample">
  <content>not interesting</content>
</listing>
```

A.3. Mathematische Formeln

Mathematische Formeln kann man *so* setzen. `symbols-a4.pdf` (zu finden auf <http://www.ctan.org/tex-archive/info/symbols/comprehensive/symbols-a4.pdf>) enthält eine Liste der unter LaTeX direkt verfügbaren Symbole. Z. B. \mathbb{N} für die Menge der natürlichen Zahlen. Für eine vollständige Dokumentation für mathematischen Formelsatz sollte die Dokumentation zu `amsmath`, <ftp://ftp.ams.org/pub/tex/doc/amsmath/> gelesen werden.

Folgende Gleichung erhält keine Nummer, da `\equation*` verwendet wurde.

$$x = y$$

Die Gleichung A.1 erhält eine Nummer:

$$x = y \tag{A.1}$$

Eine ausführliche Anleitung zum Mathematikmodus von LaTeX findet sich in <http://www.ctan.org/tex-archive/help/Catalogue/entries/voss-mathmode.html>.

A.4. Quellcode

Listing A.1 zeigt, wie man Programmlistings einbindet. Mittels `\lstinputlisting` kann man den Inhalt direkt aus Dateien lesen.

Quellcode im `<listing />` ist auch möglich.

A.5. Abbildungen

Die Abbildung A.1 und A.2 sind für das Verständnis dieses Dokuments wichtig. Im Anhang zeigt Abbildung A.4 auf Seite 48 erneut die komplette Choreographie.

Es ist möglich, SVGs direkt beim Kompilieren in PDF umzuwandeln. Dies ist im Quellcode zu `latex-tips.tex` beschrieben, allerdings auskommentiert.

A.6. Tabellen

Tabelle A.1 zeigt Ergebnisse und die Tabelle A.1 zeigt wie numerische Daten in einer Tabelle representiert werden können.



Abbildung A.1.: Beispiel-Choreographie

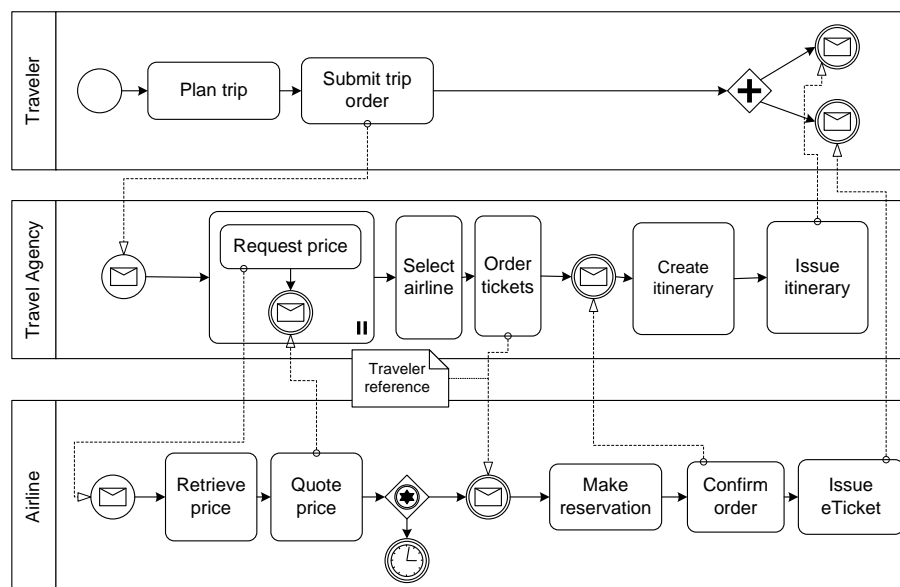


Abbildung A.2.: Die Beispiel-Choreographie. Nun etwas kleiner, damit \textwidth demonstriert wird. Und auch die Verwendung von alternativen Bildunterschriften für das Verzeichnis der Abbildungen. Letzteres ist allerdings nur Bedingt zu empfehlen, denn wer liest schon so viel Text unter einem Bild? Oder ist es einfach nur Stilsache?

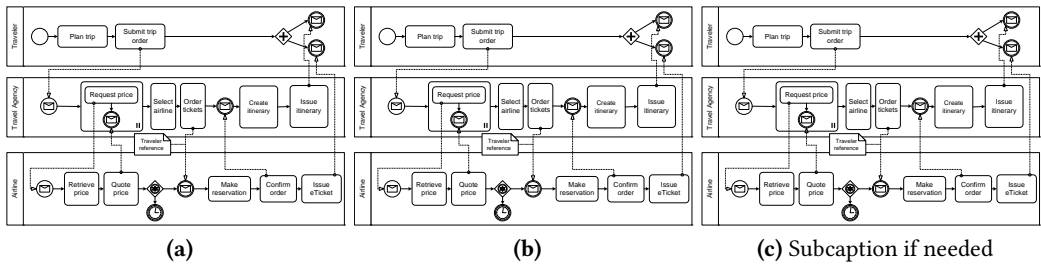


Abbildung A.3.: Beispiel um 3 Abbildung nebeneinander zu stellen nur jedes einzeln referenzieren zu können. Abbildung A.3b ist die mittlere Abbildung.

zusammengefasst		Titel
Tabelle	wie	in
tabsatz.pdf	empfohlen	gesetzt
Beispiel	ein schönes Beispiel für die Verwendung von „multirow“	

Tabelle A.1.: Beispieltabelle – siehe <http://www.ctan.org/tex-archive/info/german/tabsatz/>

A.7. Pseudocode

Algorithmus A.1 zeigt einen Beispielialgorithmus.

Bedingungen	Parameter 1		Parameter 2		Parameter 3		Parameter 4	
	M	SD	M	SD	M	SD	M	SD
W	1,1	5,55	6,66	,01				
X	22,22	0,0	77,5	,1				
Y	333,3	,1	11,11	,05				
Z	4444,44	77,77	14,06	,3				

Tabelle A.2.: Beispieltabelle für 4 Bedingungen (W-Z) mit jeweils 4 Parameters mit (M und SD).
Hinweist: immer die selbe anzahl an Nachkommastellen angeben.

Algorithmus A.1 Sample algorithm

```

procedure SAMPLE( $a, v_e$ )
  parentHandled  $\leftarrow (a = \text{process}) \vee \text{visited}(a'), (a', c, a) \in \text{HR}$ 
  //  $(a', c', a) \in \text{HR}$  denotes that  $a'$  is the parent of  $a$ 
  if parentHandled  $\wedge (\mathcal{L}_{in}(a) = \emptyset \vee \forall l \in \mathcal{L}_{in}(a) : \text{visited}(l))$  then
    visited( $a$ )  $\leftarrow$  true
    writeso( $a, v_e$ )  $\leftarrow \begin{cases} \text{joinLinks}(a, v_e) & |\mathcal{L}_{in}(a)| > 0 \\ \text{writes}_o(p, v_e) & \exists p : (p, c, a) \in \text{HR} \\ (\emptyset, \emptyset, \emptyset, false) & \text{otherwise} \end{cases}$ 
    if  $a \in \mathcal{A}_{basic}$  then
      HANDLEBASICACTIVITY( $a, v_e$ )
    else if  $a \in \mathcal{A}_{flow}$  then
      HANDLEFLOW( $a, v_e$ )
    else if  $a = \text{process}$  then // Directly handle the contained activity
      HANDLEACTIVITY( $a', v_e$ ),  $(a, \perp, a') \in \text{HR}$ 
      writes•( $a$ )  $\leftarrow$  writes•( $a'$ )
    end if
    for all  $l \in \mathcal{L}_{out}(a)$  do
      HANDLELINK( $l, v_e$ )
    end for
  end if
end procedure

```

Und wer einen Algorithmus schreiben möchte, der über mehrere Seiten geht, der kann das nur mit folgendem **üblen** Hack tun:

Algorithmus A.2 Description

code goes here

test2

A.8. Abkürzungen

Beim ersten Durchlauf betrug die Fehlerrate (FR) 5. Beim zweiten Durchlauf war die FR 3. Die Pluralform sieht man hier: error rates (ERs). Um zu demonstrieren, wie das Abkürzungsverzeichnis bei längeren Beschreibungstexten aussieht, muss hier noch Relational Database Management Systems (RDBMS) erwähnt werden.

Mit `\gls{...}` können Abkürzungen eingebaut werden, beim ersten Aufrufen wird die lange Form eingesetzt. Beim wiederholten Verwenden von `\gls{...}` wird automatisch die kurz Form angezeigt. Außerdem wird die Abkürzung automatisch in die Abkürzungsliste eingefügt. Mit `\glspl{...}` wird die Pluralform verwendet. Möchte man, dass bei der ersten Verwendung direkt die Kurzform erscheint, so kann man mit `\glsunset{...}` eine Abkürzung als bereits verwendet markieren. Das Gegenteil erreicht man mit `\glsreset{...}`.

Definiert werden Abkürzungen in der Datei *content*
ausarbeitung.tex mithilfe von `\newacronym{...}{...}{...}`.

Mehr Infos unter: <http://tug.ctan.org/macros/latex/contrib/glossaries/glossariesbegin.pdf>

A.9. Verweise

Für weit entfernte Abschnitte ist „`varioref`“ zu empfehlen: „Siehe Anhang A.3 auf Seite 42“. Das Kommando `\vref` funktioniert ähnlich wie `\cref` mit dem Unterschied, dass zusätzlich ein Verweis auf die Seite hinzugefügt wird. `vref`: „Anhang A.1 auf Seite 41“, `cref`: „Anhang A.1“, `ref`: „A.1“.

Falls „`varioref`“ Schwierigkeiten macht, dann kann man stattdessen „`cref`“ verwenden. Dies erzeugt auch das Wort „Abschnitt“ automatisch: Anhang A.3. Das geht auch für Abbildungen usw. Im Englischen bitte `\Cref{...}` (mit großem „C“ am Anfang) verwenden.

A.10. Definitionen

Definition A.10.1 (Title)

Definition Text

Definition A.10.1 zeigt ...

A.11. Fußnoten

Fußnoten können mit dem Befehl `\footnote{...}` gesetzt werden¹. Mehrfache Verwendung von Fußnoten ist möglich indem man zu erst ein Label in der Fußnote setzt `\footnote{\label{...}...}` und anschließend mittels `\cref{...}` die Fußnote erneut verwendet¹.

A.12. Verschiedenes

Ziffern (123 654 789) werden schön gesetzt. Entweder in einer Linie oder als Minuskel-Ziffern. Letzteres erreicht man durch den Parameter `osf` bei dem Paket `libertine` bzw. `mathpazo` in `fonts.tex`.

KAPITÄLCHEN werden schön gesperrt...

- I. Man kann auch die Nummerierung dank `paralist` kompakt halten
- II. und auf eine andere Nummerierung umstellen

A.13. Weitere Illustrationen

Abbildungen A.4 und A.5 zeigen zwei Choreographien, die den Sachverhalt weiter erläutern sollen. Die zweite Abbildung ist um 90 Grad gedreht, um das Paket `pdflscape` zu demonstrieren.

¹Diese Fußnote ist ein Beispiel.



Abbildung A.4.: Beispiel-Choreographie I

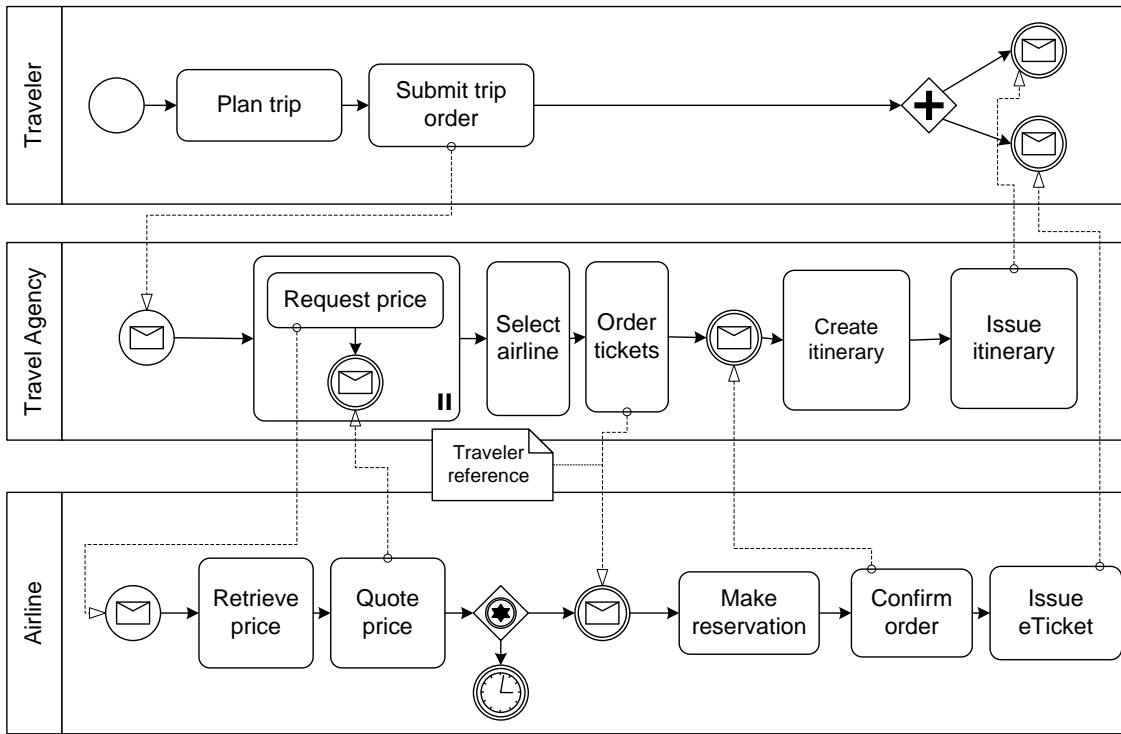


Abbildung A.5.: Beispiel-Choreographie II

A.14. Plots with pgfplots

Pgfplot ist ein Paket um Graphen zu plotten ohne den Umweg über gnuplot oder matplotlib zu gehen.

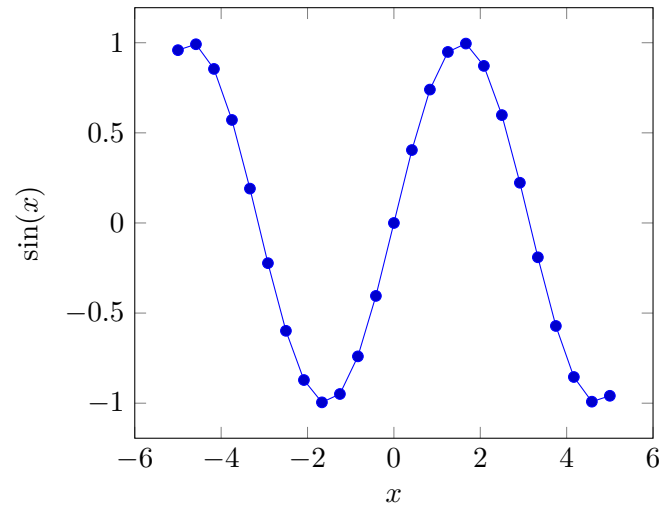


Abbildung A.6.: $\sin(x)$ mit pgfplots.

A.15. Figures with tikz

TikZ ist ein Paket um Zeichnungen mittels Programmierung zu erstellen. Dieses Paket eignet sich um Gitter zu erstellen oder andere regelmäßige Strukturen zu erstellen.

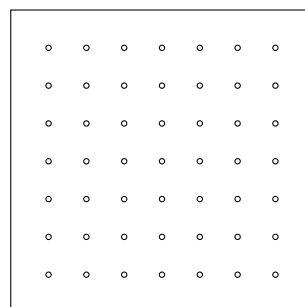


Abbildung A.7.: Eine tikz-Graphik.

A.16. Schlusswort

Verbesserungsvorschläge für diese Vorlage sind immer willkommen. Bitte bei GitHub ein Ticket eintragen (<https://github.com/latextemplates/uni-stuttgart-computer-science-template/issues>).

Alle URLs wurden zuletzt am 17.03.2008 geprüft.

Erklärung

Ich versichere, diese Arbeit selbstständig verfasst zu haben. Ich habe keine anderen als die angegebenen Quellen benutzt und alle wörtlich oder sinngemäß aus anderen Werken übernommene Aussagen als solche gekennzeichnet. Weder diese Arbeit noch wesentliche Teile daraus waren bisher Gegenstand eines anderen Prüfungsverfahrens. Ich habe diese Arbeit bisher weder teilweise noch vollständig veröffentlicht. Das elektronische Exemplar stimmt mit allen eingereichten Exemplaren überein.

Ort, Datum, Unterschrift