# Fehlersuche und Visualisierung der Belegung von Synchronisationsmitteln in nebenläufigen Systemen

**Bachelorarbeit**

FernUniversität in Hagen
Fakultät für Mathematik und Informatik

vorgelegt von: Marcel Sobottka
Matrikelnummer: 8989265
Erstgutachter: Prof. Dr.-Ing. habil. Dr. h.c. Herwig Unger
Betreuer: Dipl.-Inform. (Univ.) Marcel Schaible
eingereicht am: 30. April 2020

# Inhaltsverzeichnis

**1 Motivation** **7**

**2 Analyse** **9**
2.1 Deadlock-Erkennung allgemein . . . . . 9
2.2 PEARL . . . . . 11
2.3 OpenPEARL . . . . . 15
2.4 MagicLock . . . . . 16

**3 Design** **19**
3.1 Übersicht . . . . . 19
3.2 Erzeugung der Trace-Datei . . . . . 19
3.3 Analysieren der Trace-Datei . . . . . 21
3.4 Erweiterung: Potenzielle Deadlocks . . . . . 22

**4 Implementierung** **23**
4.1 Trace-Funktion für SEMA-Variablen für die OpenPEARL-Laufzeitumgebung . . . . . 23
4.2 Analyse-Programm zur chronologischen Darstellung von Synchronisationsmitteln . . . . . 25
4.3 Visualisierung von potenziellen Deadlocks als gerichteter Graph . . . 26

**5 Validierung** **33**
5.1 Trace-Funktion . . . . . 33
5.2 Analyse-Programm . . . . . 37
5.3 Visualisierung von potenziellen Deadlocks . . . . . 38

**6 Fazit** **39**
6.1 Ausblick . . . . . 39

**Literatur** **41**

**A OpenPEARL** **42**

**B C++** **50**

**C Python** **55**

# Abbildungsverzeichnis

2.2.1 Zustandsdiagramm einer SEMA-Variablen . . . . . 12
2.2.2 Zustandsdiagramm einer BOLT-Variablen . . . . . 14

3.2.1 UML-Klassendiagramm für Trace-Funktionalität . . . . . 20
3.3.1 Visualisierung der chronologischen Verwendung von SEMA-Objekten 22
3.4.1 Visualisierung eines potentiellen Deadlocks . . . . . 22

5.1.1 Ergebnisse der Laufzeitmessung der Trace-Funktionalität in OpenPEARL . . . . . 35
5.1.2 Ergebnisse der Speicherauslastung der Trace-Funktionalität in OpenPEARL . . . . . 36
5.2.1 Ausgabe der Analyse-Anwendung . . . . . 37
5.2.2 Vergrößerte Darstellung von Abb. 5.2.1 . . . . . 37
5.3.1 Ergebnis der Erkennung von potenziellen Deadlocks aus Listing 5.2.1 38

# Quellcodeverzeichnis


2.3.1 Beispiel einer OpenPEARL-Anwendung mit einem potenziellen Deadlock . . . . . 16

4.1.1 Auszug aus LockTraceEntryFormatter.cc: Berechnung des Zeitpunkts 23
4.1.2 LockTracer.cc: Auszug aus der Implementierung des LockTracers . . 24
4.1.3 Files.common: Auszug aus der Auflistung der zu kompilierenden Dateien . . . . . 25
4.1.4 Semaphore.cc: Auszug aus der Semaphore-Implementierung in der OpenPEARL-Laufzeitumgebung . . . . . 25
4.2.1 traceFileReader.py: Auszug aus der Implementierung des Trace-Datei-Parsers . . . . . 25
4.2.2 generateTimeline.py: Auszug aus der Bestimmung der einzelnen Werte für den Graphen . . . . . 26
4.2.3 generateTimeline.py: Auszug aus der Erzeugung des Graphen . . . 26
4.3.1 magiclockLib/magiclockTypes.py: Repräsentation einer Lock Dependency aus Magiclock [2, S. 3] . . . . . 27
4.3.2 magiclockLib/magiclockTypes.py: Repräsentation einer Lock Dependency Relation aus Magiclock [2, S. 3] . . . . . 27
4.3.3 magiclockLib/lockReduction.py: Implementierung des *InitClassification(D)*-Algorithmus aus Magiclock [2, S. 5] . . . . . 28
4.3.4 magiclockLib/magiclockTypes.py: Datenstruktur der *init_Classification(D)*-Methode . . . . . 28
4.3.5 magiclockLib/lockReduction.py: Implementierung des *LockClassification(D)*-Algorithmus aus Magiclock [2, S. 5] . . . . . 29
4.3.6 magiclockLib/lockReduction.py: Implementierung des *LockReduction(D)*-Algorithmus aus Magiclock [2, S. 5] . . . . . 30
4.3.7 magiclockLib/cycleDetection.py: Implementierung des *DisjointComponentsFinder(Cyclic-set)*-Algorithmus aus Magiclock [2, S. 8] . . . 31
4.3.8 magiclockLib/cycleDetection.py: Implementierung des *CycleDetection(dc, D)*-Algorithmus aus Magiclock [2, S. 8] . . . . . 32
4.3.9 magiclockLib/cycleDetection.py: Implementierung des *DFS_Traverse(i, S, $\tau$)*-Algorithmus aus Magiclock [2, S. 8] . . . . . 32

5.1.1 OpenPEARL-Anwendung zum Testen der Trace-Funktionalität . . 33
5.1.2 Trace-Datei die bei aktivierter Trace-Funktionalität aus Listing 5.1.1 erzeugt wird . . . . . 34

5.1.3 Pythonskipt zur Messung der Laufzeit . . . . . 34
5.1.4 Pythonskipt zur Messung der Speicherauslastung . . . . . 35
5.2.1 Beispielhafte Trace-Datei mit einem potenziellen Deadlock . . . . 37

A.0.1 Angepasste Semaphore.cc Implementierung der OpenPEARL-Laufzeitumgebung . . . . . 45
A.0.2 Angepasste Files.common der OpenPEARL-Laufzeitumgebung . . 47
A.0.3 OpenPEARL Testanwendung für Performanztests . . . . . 49

B.0.1 Header-Datei der Repräsentation eines Logeintrags . . . . . 50
B.0.2 Implementierung der Repräsentation eines Logeintrags . . . . . 50
B.0.3 Header-Datei des Formatieres für Logeinträge . . . . . 51
B.0.4 Implementierung des Formatieres für Logeinträge . . . . . 52
B.0.5 Header-Datei der Enumeration für den Typ eines Logeintrags . . . 52
B.0.6 Header-Datei des Log-Tracers . . . . . 52
B.0.7 Implementierung des Log-Tracers . . . . . 54

C.0.1 traceFileReader.py: Implementierung des Trace File Readers . . . 55
C.0.2 generateTimeline.py: Skript zur chronologischen Darstellung der Lock-Ereignisse . . . . . 56
C.0.3 magiclockLib/magicLockTypes.py: Sammlung von Klassen, die von der Magiclock-Implementierung verwendet werden. . . . . 57
C.0.4 magiclockLib/lockReduction.py: Implementierung des Magiclock-Algorithmus zur Reduzierung von Locks . . . . . 59
C.0.5 magiclockLib/cycleDetection.py: Implementierung des Magiclock-Algorithmus zur Zyklenerkennung . . . . . 61
C.0.6 magiclockLib/magiclock.py: Implementierung des Magiclock-Algorithmus. . . . . 62
C.0.7 generateDeadlockGraph.py: Skript zur Erkennung und Darstellung von potentiellen Deadlocks . . . . . 62
C.0.8 benchmark_cpu.py: Skript zur Messung der CPU-Laufzeit einer OpenPEARL-Anwendung . . . . . 62
C.0.9 benchmark_memory.py: Skript zur Messung der Speicherauslastung einer OpenPEARL-Anwendung . . . . . 63

# 1 Motivation

Bei der parallelen Entwicklung werden nebenläufige Anwendungen erstellt, in denen Aufgaben definiert werden, deren Ausführungsreihenfolge nicht festgelegt ist. Die Ausführung von nebenläufigen Programmen ist nicht deterministisch. Mehrere parallele Aufgaben können bei jeder Ausführung eines solchen Programms in einer anderen Reihenfolge abgearbeitet werden. Dies führt dazu, dass Zugriffe auf gemeinsam genutzte Ressourcen synchronisiert werden müssen.
Bei der Synchronisierung können zur Laufzeit sogenannte Deadlocks (engl. Verklemmungen) auftreten. Für Entwickler stellen Deadlocks ein großes Problem dar, da sie oft erst zur Laufzeit auffallen. Während der Entwicklung kann ein Entwickler Nebenläufigkeitsprobleme, die zu Deadlocks führen können, nur sehr schwer erkennen. Gerade in komplexen Anwendungen, in denen viele parallele Aufgaben ausgeführt werden, ist es für den Entwickler nicht mehr möglich, potenzielle Deadlocks zu erkennen. Durch automatisierte Tests können solche Probleme zwar teilweise nachgewiesen werden, durch die nicht deterministische Ausführung bleiben jedoch viele Probleme unerkannt. Für die Echtzeit-Programmiersprache PEARL gibt es derzeit keine Unterstützung für den Entwickler, um solche Probleme effektiv zu erkennen. Um den Entwickler besser unterstützen zu können, soll in dieser Arbeit ein Verfahren vorgestellt und implementiert werden, welches die chronologische Abfolge von verwendeten Synchronisationsmitteln darstellen und potenzielle Deadlocks erkennen kann. Das Ziel dieser Arbeit besteht darin Entwicklern eine einfache Möglichkeit zu bieten potentielle Deadlocks in PEARL-Programmen zu finden.
In Abschnitt 2.1 wird das grundlegende Verfahren zur Identifizierung von potenziellen Deadlocks vorgestellt. Es wird beschrieben, was ein Deadlock ist und wie dynamische Verfahren zur Erkennung von Deadlocks funktionieren. In Abschnitt 2.2 wird die Echtzeit-Programmiersprache PEARL beschrieben. Es wird gezeigt, welche Synchronisationsmittel in PEARL existieren und wie diese benutzt werden. Anschließend wird in Abschnitt 2.3 das OpenPEARL Projekt, der Aufbau der OpenPearl-Umgebung und das Zusammenspiel des Compilers und der Laufzeitumgebung dargestellt. In Abschnitt 2.4 wird ein Algorithmus zur Erkennung von potenziellen Deadlocks vorgestellt. Anhand eines Quellcode-Beispiels in PEARL wird der Algorithmus Schritt für Schritt durchlaufen und erläutert.
Das Design zur Implementierung des Algorithmus wird in Kapitel 3 beschrieben. In Abschnitt 3.3 wird der in OpenPEARL umzusetzende Anteil definiert um die benötigten Informationen für den Algorithmus in einer Trace-Datei zusammenzustellen. In Abschnitt 3.3 und Abschnitt 3.4 werden die Designs der Programmme zur Visualisierung der chronologischen Belegung der Synchronisationsmittel und der Erkennung von potenziellen Deadlocks definiert.

In Abschnitt 4.1 wird die Implementierung zur Erstellung der Trace-Datei in OpenPEARL beschrieben. Anschließend werden die Implementierungen der Programmme zur Analyse und Visualisierung der Trace-Datei in Abschnitt 4.2 und Abschnitt 4.3 vorgestellt.
Die Validierung der in Kapitel 4 erstellten Programme und Funktionen wird in Kapitel 5 durchgeführt.
Abschließend werden in Kapitel 6 die Ergebnisse der Arbeit zusammengefasst und offene Punkte und mögliche Weiterentwicklungen beschrieben.

# 2 Analyse

## 2.1 Deadlock-Erkennung allgemein

Üblicherweise gliedern sich Programme in Single-Threaded- und Multi-Threaded-Anwendungen, das heißt Anwendungen die entweder nur von einem Thread ausgeführt werden oder von mehreren gleichzeitig. Im Gegensatz zu Single-Threaded-Anwendungen sind Multi-Threaded-Anwendungen nicht deterministisch. Dies kann zu sogenannten *race conditions* (engl. Wettlauf-Bedingung) führen. Eine *race condition* tritt zum Beispiel dann auf, wenn zwei Threads einen Zähler jeweils um 1 erhöhen wollen[1].
Ein einfaches Beispiel: Angenommen der Zähler hat zu Beginn den Wert 3. Beide Threads wollen jetzt nahezu gleichzeitig den Zähler um 1 erhöhen. Dazu lesen beide Threads den aktuellen Wert des Zählers, in diesem Fall 3, aus. Anschließend addieren beide den Wert 1 hinzu und schreiben den neuen Wert, in diesem Fall 4, in den Zähler. Erwartet wurde jedoch der Wert 5, da beide Threads den Zähler um jeweils 1 erhöhen sollten. Um solche *race conditions* zu verhindert werden Synchronisationsmechanismen benötigt.
Eine Möglichkeit um den Zugriff auf eine gemeinsame Ressource zu synchronisieren, sind sogenannte Locks. Ein Lock ist ein exklusiver Zugriff auf ein Objekt, ein sogenanntes Lockobjekt. Das bedeutet, dass während ein Thread einen Lock auf ein Objekt besitzt, andere Threads, welche auf dasselbe Objekt zugreifen wollen, warten müssen, bis es freigegeben wurde.
Betrachtet man das Beispiel mit dem Zähler erneut, dieses Mal mit Locks als Synchronisationsmittel, kann es zu folgender Ausführung kommen. Der Zähler hat zu Beginn wieder den Wert 3. Die Threads T1 und T2 wollen erneut den Zähler nahezu gleichzeitig erhöhen. Dieses Mal versuchen beide das Lockobjekt L1 in Besitz zu nehmen. Der Thread T2 nimmt L1 zuerst in Besitz, daraus folgt, dass T1 muss warten. T2 liest den aktuellen Wert des Zählers aus, erhöht diesen um 1 und schreibt den neuen Wert 4 in den Zähler. Anschließend gibt T2 das Lockobjekt L1 frei. Jetzt erhält der Thread T1 den Zugriff auf L1 und liest ebenfalls den Zähler, jetzt 4, aus, erhöht diesen und schreibt den neuen Wert 5 in den Zähler. Anschließend gibt T1 das Lockobjekt L1 frei. Jetzt steht der erwartete Wert 5 im Zähler. Durch das Lockobjekt ist die Ausführung weiterhin nicht deterministisch, da die Reihenfolge auch erst T1 und dann T2 sein kann. Trotzdem ist die korrekte Erhöhung des Zählers sichergestellt.
Die Verwendung von Locks kann in Verbindung mit der nicht deterministischen Ausführung von Multi-Threaded-Anwendungen zu Problemen führen.

[1] Vgl. „Data races“ in [10, S. 70]

Angenommen, es existieren zwei Threads T1 und T2 und zwei Lockobjekte L1 und L2. Angenommen, T1 besitzt L1 und zur gleichen Zeit erlangt T2 das Lockobjekt L2. Wenn jetzt der Thread T1 das Lockobjekt L2 anfordert und der Thread T2 das Lockobjekt L1, kommt es zu einem Deadlock [vgl. 4, S. 70]. Die Ausführung des Programms terminiert nicht, da beide Threads auf den jeweils anderen Thread warten und sich gegenseitig blockieren.
Solche potenziellen Deadlocks zu erkennen, ist die Aufgabe von statischen und dynamischen Methoden zur Deadlock-Erkennung. Bei der statischen Deadlock-Erkennung wird der Quellcode direkt analysiert. Dieses Verfahren wird hier nicht näher betrachtet.
Bei der dynamischen Deadlock-Erkennung wird die Anwendung zur Laufzeit analysiert und läuft in folgenden drei Schritten ab [vgl. 1, S. 212–213]:

1. Erstellung eines *execution traces*,
2. Erstellung eines Graphen basierend auf den Informationen aus dem *execution trace*,
3. Suche nach potenziellen Deadlocks durch die Identifizierung von Zyklen innerhalb des Graphen.

Ein *execution trace* ist eine Abfolge von Events. Ein Event $e_i$ wird durch eine der folgenden Methoden definiert: Starten eines Threads, Betreten eines bereits gestarteten Threads, Inbesitznahme eines Lockobjekts und Freigabe eines Lockobjekts [vgl. 1, S. 212]. Beim Betreten eines bereits gestarteten Threads t wird die Ausführung des Programms so lange blockiert, bis der Thread t beendet wird.
Ein Event im *execution trace* enthält immer auch eine Positionsangabe in Form einer Zeilennummer [vgl. 1, S. 212]. Diese Positionsangabe wird hier ignoriert, da sie nicht benötigt wird.[2]
Das Starten eines neues Threads ist definiert durch ein Thread-Start-Event:

```
s(ausführender Thread, Name des neuen Threads)
```

Zum Beispiel bedeutet `s(main,T1)`, dass der Thread main den Thread T1 gestartet hat. Das Betreten eines Threads ist definiert durch ein Thread-Join-Event:

```
j(ausführender Thread, Name des zu betretenden Threads)
```

Zum Beispiel bedeutet `j(T1,T2)`, dass der Thread T1 den Thread T2 betreten hat. Die Inbesitznahme eines Lockobjekts kann definiert werden durch ein Lock-Event:

```
l(ausführender Thread, Name des Lockobjekts)
```

Zum Beispiel bedeutet `l(T1,L3)`, dass der Thread T1 das Lockobjekt L3 in Besitz genommen hat. Die Freigabe eines Lockobjekts kann definiert werden durch ein Unlock-Event:

```
u(ausführender Thread, Name des Lockobjekts)
```

[2] Vgl. „line number lno“ in [1, S. 212]

Zum Beispiel bedeutet `u(T1,L3)`, dass der Thread T1 das Lockobjekt L3 freigegeben hat.
Die Abfolge aller während der Laufzeit des Programms aufgetretenen Events definiert einen möglichen *execution trace* des Programms. Programme, welche mit mehreren Threads arbeiten, liefern keine deterministische Abfolge. Jede Ausführung eines solchen Programms kann zu unterschiedlichen *execution traces* führen.
Im zweiten Schritt wird aus dem vorher erzeugten *execution trace* ein Lockgraph erstellt.
Ein Lockgraph ist definiert durch:

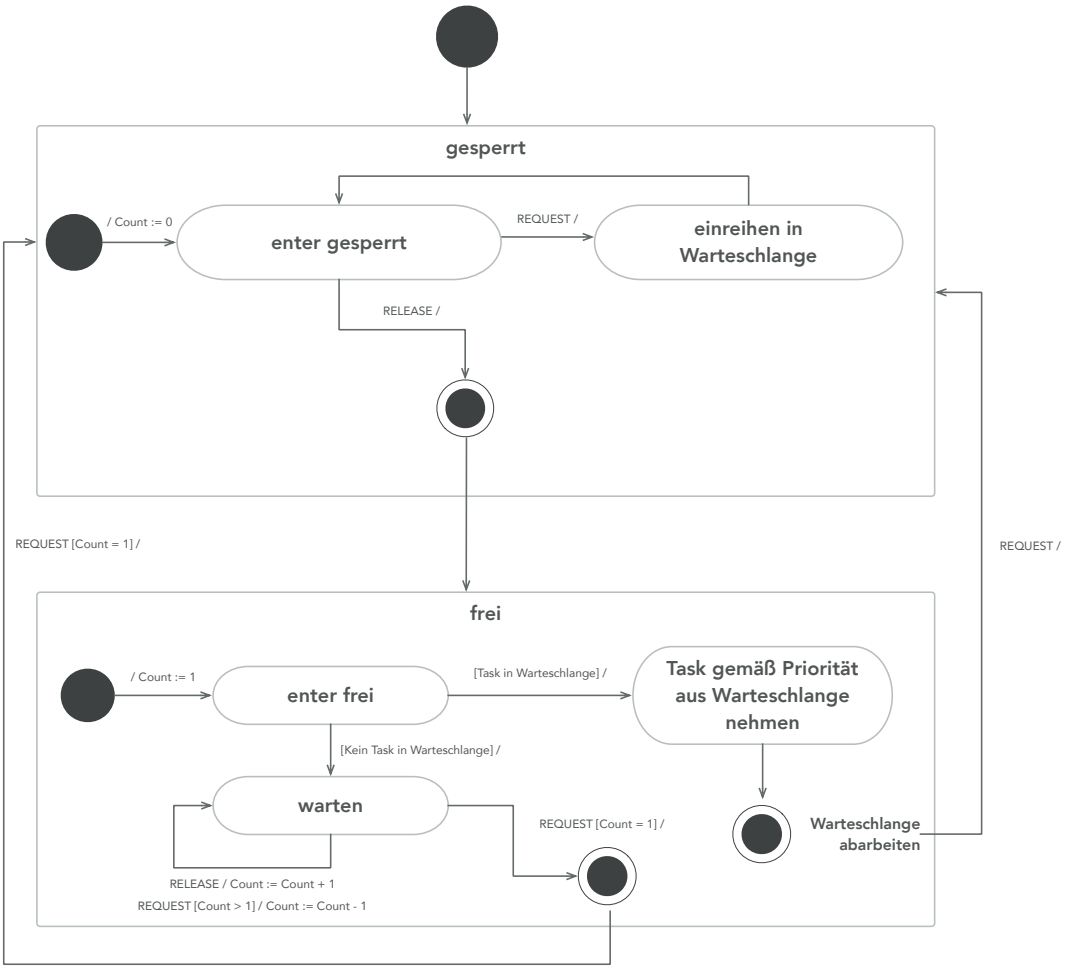
$$LG = (L,R)$$

L ist die Menge aller Lockobjekte im *execution trace* und R die Menge aller Lockpaare. Ein Lockpaar ist definiert durch das Tupel (L1, L2) für das gilt: Es existiert ein Thread, welcher das Lockobjekt L1 besitzt, während er einen Lock auf L2 anfordert [vgl. 4, S. 72, 1, S. 213].
Im letzten Schritt wird der erstellte Lockgraph nach potenziellen Deadlocks durchsucht. Ein potenzieller Deadlock repräsentiert einen Zyklus im Lockgraphen [vgl. 4, S. 72]. Für die Zyklensuche im Lockgraphen gibt es verschiedene Algorithmen. Einer davon wird in Abschnitt 2.4 beschrieben.

## 2.2 PEARL

Die Programmiersprache PEARL wurde in den 1970er Jahren vom Institut für Regelungstechnik der Universität Hannover entwickelt. PEARL ist eine Abkürzung und steht für „Process and Experiment Automation Realtime Language“. Die Programmiersprache erlaubt eine komfortable, sichere und weitgehend rechnerunabhängige Programmierung von Multitasking- und Echtzeit-Aufgaben [5]. Das Deutsche Institut für Normung standardisierte PEARL mehrmals, unter anderem 1998 in der DIN 66253-2 als PEARL90 [7] und zuletzt 2018 als SafePEARL [8]. Nachfolgend werden PEARL und PEARL90 synonym verwendet.
In PEARL bezeichnet ein TASK eine Aufgabe und wird entweder direkt beim Start des Programms oder durch Signale von anderen Aufgaben gestartet. TASKs werden parallel und gemäß ihrer Priorität ausgeführt [vgl. 6, S. 104]. Um mehrere TASKs zu synchronisieren gibt es zwei Möglichkeiten: SEMA- und BOLT-Variablen [vgl. 6, S. 120].
Eine SEMA-Variable ist ein Semaphor und dient als Synchronisationsmittel. Sie kann als Wert nicht negative ganze Zahlen besitzen, wobei null den Zustand „gesperrt“ und positive Zahlen den Zustand „frei“ bedeuten [vgl. 6, S. 120]. Eine SEMA-Variable hat zu Beginn den Wert null. Mit dem Befehl RELEASE wird eine SEMA-Variable um den Wert eins erhöht und erhält den Zustand „frei“. Mit dem REQUEST-Befehl wird der Wert einer SEMA-Variablen um eins verringert. Ist der Wert einer SEMA-Variablen null wird der ausführende TASK angehalten und in eine Warteschlange eingereiht. Sobald die Variable über den Befehl RELEASE wieder freigeben wird, wird der nächste TASK in der Warteschlange gemäß seiner Priorität fortgeführt

[vgl. 6, S. 120–121]. Das Zustandsdiagramm zur SEMA-Variable ist in Abb. 2.2.1 dargestellt.

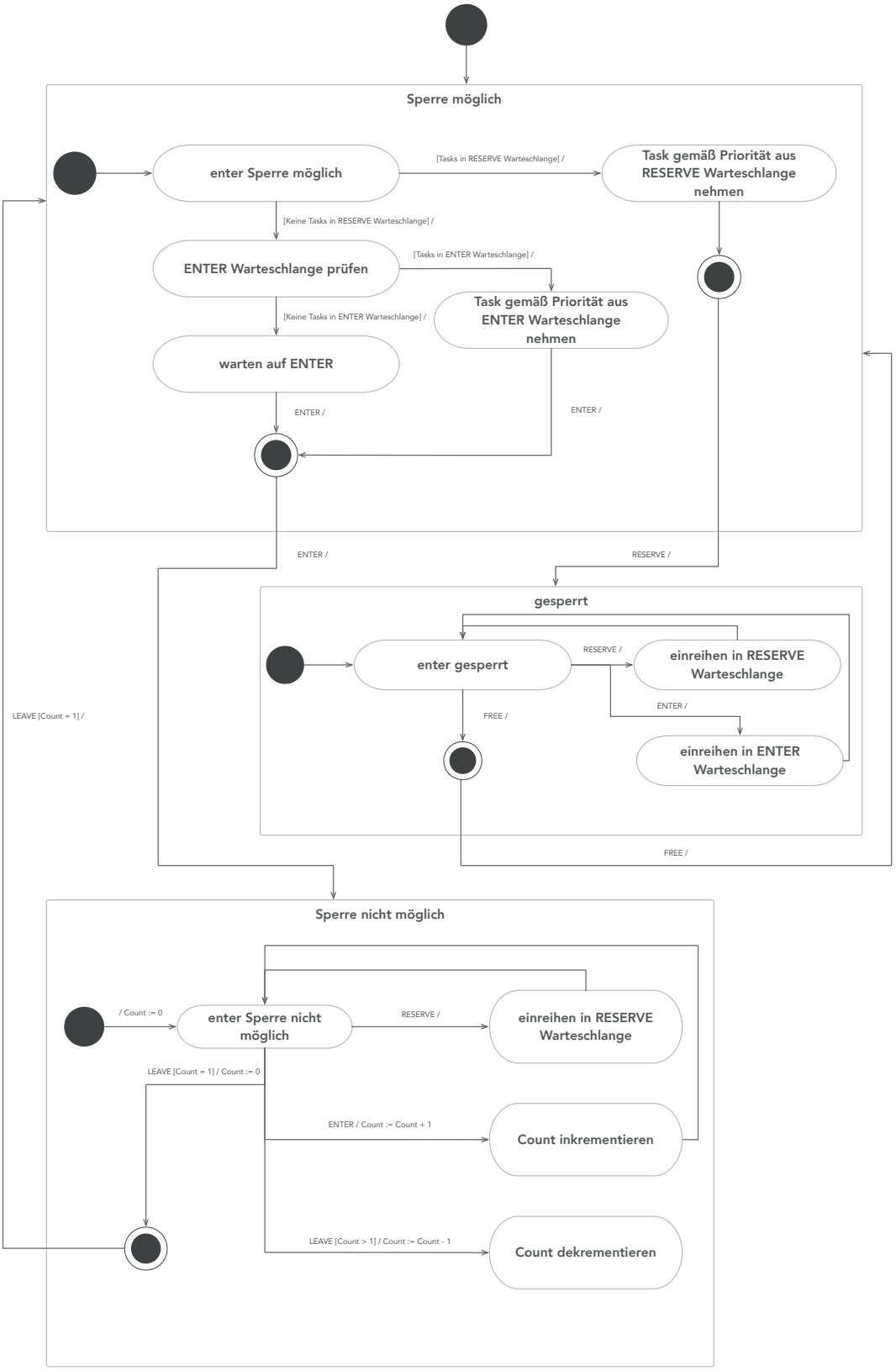



Quelle: Eigene Darstellung

Abbildung 2.2.1: Zustandsdiagramm einer SEMA-Variablen

BOLT-Variablen haben im Gegensatz zu SEMA-Variablen drei Zustände: „gesperrt“, „Sperre möglich“ und „Sperre nicht möglich“ [vgl. 6, S. 125]. Sie bieten die Möglichkeit für exklusive und nicht exklusive Sperren. Zum Beispiel können so simultane Lesezugriffe und exklusive Schreibzugriffe realisiert werden. Zu Beginn hat eine BOLT-Variable den Zustand „Sperre möglich“. Mit dem Befehl RESERVE wird ein exklusiver Zugriff auf eine BOLT-Variable angefordert. Wenn die Variable im Zustand „Sperre möglich“ ist, erhält diese den Zustand „gesperrt“. Ansonsten wird ähnlich zu der REQUEST-Anweisung für SEMA-Variablen der ausführende TASK angehalten und in eine Warteschlange eingereiht. Mit dem Befehl FREE erhält eine BOLT-Variable den Zustand „Sperre möglich“ und alle TASKs in der Warteschlange, welche aufgrund einer RESERVE-Anweisung warten, werden gemäß ihrer Priorität fortgeführt. Wenn keine TASKs in der Warteschlange vorhanden sind, welche auf eine RESERVE-Anweisung warten, werden die TASKs in der Warteschlange gemäß ihrer Priorität fortgeführt, welche aufgrund einer ENTER-Anweisung warten. Mit der ENTER-Anweisung wird ein nicht exklusiver Zugriff angefordert. Wenn die BOLT-Variable im Zustand „gesperrt“ ist oder ein TASK in der Warteschlange existiert,

welcher einen exklusiven Zugriff mittels einer RESERVE-Anweisung angefordert hat, wird der ausführende TASK angehalten und in eine Warteschlange eingereiht. Ansonsten erhält die Variable den Zustand „Sperre nicht möglich“, um den exklusiven Zugriff zu verbieten. Zusätzlich wird die Anzahl der benutzenden TASKs um eins erhöht. Die LEAVE-Anweisung verringert die Anzahl der benutzenden TASKs um eins. Wenn die Anzahl eins entspricht, funktioniert die LEAVE-Anweisung wie die FREE-Anweisung [vgl. 6, S. 125–127]. Das Zustandsdiagramm zur BOLT-Variable ist in Abb. 2.2.2 dargestellt.




Quelle: Eigene Darstellung

Abbildung 2.2.2: Zustandsdiagramm einer BOLT-Variablen

## 2.3 OpenPEARL

Um PEARL-Programme auf einem System auszuführen, wird ein Compiler benötigt. Das OpenSource Projekt OpenPEARL besteht aus einem Compiler und einer Laufzeitumgebung für PEARL [11]. Unterstützt wird der PEARL90-Standard bis auf einige wenige Unterschiede [9].
OpenPEARL besteht aus drei wesentlichen Komponenten [11]:

1. Compiler,
2. Laufzeitumgebung,
3. Inter Module Checker.

Der Compiler ist in Java geschrieben und übersetzt PEARL-Code in C++-Code. Die Laufzeitumgebung stellt dem Compiler eine API („application programming interface“) zur Verfügung. Eine API ist eine Programmierschnittstelle und dient dazu die Interaktionen zwischen Anwendungen auf Quelltext-Ebene zu standardisieren. Dem Compiler werden durch die API sichere Implementierungen der PEARL-Datentypen zur Verfügung gestellt. Zusätzlich enthält die Laufzeitumgebung plattformspezifische Anteile für zum Beispiel die Implementierung für das Scheduling der Tasks. PEARL-Anwendungen können aus mehreren Modulen bestehen, welche unabhängig voneinander kompiliert werden. Um Inkonsistenzen bei der Erstellung der Anwendung zu verhindern, prüft der Inter Module Checker die Export- und Importschnittstellen aller Module und deren Kompatibilität [11].
In Quellcode 2.3.1 ist ein Beispielprogramm in der Programmiersprache PEARL dargestellt. Das Programm startet zwei parallele Aufgaben, welche beide eine Zeichenfolge auf der Standardausgabe ausgeben. Der Zugriff auf die Standardausgabe muss dabei synchronisiert erfolgen. In den Zeilen 7 bis 10 werden Variablen definiert, wie zum Beispiel die Ausgabe über die Standardausgabe und die zwei SEMA-Variablen L1 und L2 in den Zeilen 9 und 10. In den Zeilen 12 bis 17 ist ein TASK definiert.
Durch die Kennzeichnung MAIN wird der TASK direkt beim Start des Programms ausgeführt [vgl. 6, S. 28]. Die Befehle RELEASE in den Zeilen 13 und 14 erhöhen den Wert der jeweiligen SEMA-Variable um eins, wodurch der Zustand von „gesperrt“ auf „frei“ gesetzt wird. Anschließend werden in den Zeilen 15 und 16 die TASKS T2 und T3 gestartet.
Die TASKS T2 und T3 geben in den Zeilen 22 bis 24 und in den Zeilen 32 bis 34 die Zeichenfolge „Hello World T2“ bzw. „Hello World T3“ auf der Standardausgabe aus. Die Synchronisierung des Zugriffs auf die Standardausgabe erfolgt mittels der SEMA-Variablen L1 und L2. Beide TASKS versuchen beide SEMA-Variablen in Besitz zu nehmen. T2 versucht in den Zeilen 20 und 21 zuerst L1 und dann L2 in Besitz zu nehmen. T3 versucht in den Zeilen 30 und 31 zuerst L2 und dann L1 in Besitz zu nehmen. Da beide TASKS parallel laufen, kann es passieren, dass T2 L1 in Zeile 20 in Besitz nimmt und gleichzeitig T3 in Zeile 30 L2 in Besitz nimmt. Beide SEMA-Variablen haben jetzt den Wert null und den Zustand „gesperrt“. Der TASK T2 wartet jetzt darauf, dass L2 freigegeben wird und T3 wartet darauf, dass L1

```
1  MODULE(test);
2
3  SYSTEM;
4     stdout: StdOut;
5
6  PROBLEM;
7      SPC stdout DATION OUT SYSTEM ALPHIC GLOBAL;
8      DCL termout DATION OUT ALPHIC DIM(*,80) FORWARD STREAM CREATED(stdout);
9      DCL L1 SEMA;
10     DCL L2 SEMA;
11
12 T1: TASK MAIN;
13    RELEASE L1;
14    RELEASE L2;
15    ACTIVATE T2;
16    ACTIVATE T3;
17 END;
18
19 T2: TASK;
20    REQUEST L1;
21    REQUEST L2;
22    OPEN termout;
23    PUT 'Hello World T2' TO termout BY A, SKIP;
24    CLOSE termout;
25    RELEASE L2;
26    RELEASE L1;
27 END;
28
29 T3: TASK;
30    REQUEST L2;
31    REQUEST L1;
32    OPEN termout;
33    PUT 'Hello World T3' TO termout BY A, SKIP;
34    CLOSE termout;
35    RELEASE L1;
36    RELEASE L2;
37 END;
38
39 MODEND;
```

Quellcode 2.3.1: Beispiel einer OpenPEARL-Anwendung mit einem potenziellen Deadlock

freigegeben wird. Beide TASKS warten auf den jeweils anderen und verursachen einen Deadlock.

## 2.4 MagicLock

MagicLock ist ein Algorithmus zur dynamischen Deadlock-Erkennung. Während der Entwicklung wurde der Fokus auf die Skalierung und Effizienz des Algorithmus gesetzt. Ziel war es, mit großen Multithreaded-Anwendungen skalieren und diese effizient analysieren zu können [vgl. 2, S. 1].
MagicLock analysiert einen *execution trace* einer Programmausführung ohne Deadlocks [vgl. 2, S. 4]. Ein möglicher *execution trace* von dem Beispielprogramm aus Quellcode 2.3.1 ist:

$$\sigma = \text{s(main,T1)},\ \text{u(T1,L1)},\ \text{u(T1,L2)},\ \text{s(T1,T2)},\ \text{s(T1,T3)},\ \text{l(T2,L1)},\ \text{l(T2,L2)},\ \text{u(T2,L2)},\ \text{u(T2,L1)},\ \text{l(T3,L2)},\ \text{l(T3,L1)},\ \text{u(T3,L1)},\ \text{u(T3,L2)}$$

Der *execution trace* in MagicLock wird durch eine Lock-Dependency-Relation definiert. Eine Lock-Dependency-Relation D besteht aus einer Sequenz von Lock-Dependencies.

Eine Lock-Dependency ist ein Tripel r = (t,m,L) in dem t ein Thread ist, m ein Lockobjekt und L eine Menge von Lockobjekten. Das Tripel sagt aus, dass der Thread t das Lockobjekt m in Besitz nimmt, während er jedes Lockobjekt in L besitzt [vgl. 2, S. 3].
Bei einem Thread-Start-Event wird ein neuer Thread-Identifier und eine leere Menge an Locks für den neu erzeugten Thread erstellt [vgl. 2, S. 4]. Zum Beispiel wird bei den Event s(main,T1) ein neuer Thread-Identifier für T1 erzeugt und eine leere Menge $L_{T1}$.
Bei einem Lock-Event l(T2,L1) wird zuerst die Lock-Dependency $(T2, L1, L_{T2})$ an den *execution trace* angehängt und anschließend L1 in die Menge der Locks $L_{T2}$ eingefügt. Bei einem Unlock-Event u(T2,L2) wird das Lockobjekt L2 aus der Menge $L_{T2}$ entfernt [vgl. 2, S. 4].
Daraus folgt die Lock-Dependency-Relation:

$D_\sigma$ = (T2,L1,{}), (T2,L2,{L1}), (T3,L2,{}), (T3,L1,{L2})

Anschließend wird ein reduzierter *execution trace* erzeugt. Dazu verwendet MagicLock einen Algorithmus zur Reduzierung von Lockobjekten im *execution trace*. Der Algorithmus entfernt alle Lockobjekte aus der Menge aller Lockobjekte Locks aus $D_\sigma$, die entweder keine eingehenden indegree(m) = 0 oder keine ausgehenden outdegree(m) = 0 Kanten im Lockgraph besitzen. Die Annahme ist, dass ein Lockobjekt nur Teil eines Zyklus sein kann, wenn dieses mindestens eine eingehende und mindestens eine ausgehende Kante besitzt. Zusätzlich werden alle Lockobjekte entfernt, welche nur von einem einzigen Thread in Besitz genommen bzw. freigegeben wurden. Wenn nur ein Thread ein Lockobjekt benutzt, kann dieses Lockobjekt nicht Teil eines Deadlocks sein. Mit den reduzierten Lockobjekten wird im nächsten Schritt die Zyklensuche vorbereitet [vgl. 2, S. 4].
Die noch vorhandenen Lock-Dependencies werden in Partitionen basierend auf ihrer Thread-ID unterteilt und anschließend sortiert. Für jeden Thread wird eine Partition erstellt mit allen Lock-Dependencies mit $(t_i, m, L)$ wobei $t_i$ der jeweilige Thread der Partition ist. Zusätzlich werden gleiche Lock-Dependencies in Gruppen eingeteilt. Für gleiche Lock-Dependencies muss dann immer nur ein Element aus der Gruppe geprüft werden. Wenn ein Zyklus gefunden wurde, wurde gleichzeitig ein Zyklus für alle Lock-Dependencies in der Gruppe gefunden. Wenn kein Zyklus gefunden wurde, wird dies gleichzeitig für alle anderen Elemente in der Gruppe angenommen [vgl. 2, S. 8–9].
Zwei Lock-Dependencies sind gleich, wenn Folgendes gilt [vgl. 2, S. 8]: Gegeben sind zwei Lock-Dependencies $r_1 = (t_1, m_1, L_1)$ und $r_2 = (t_2, m_2, L_2)$:

$$r_1 = r_2 \Leftrightarrow t_1 = t_2 \wedge m_1 = m_2 \wedge L_1 = L_2$$

Anschließend werden die Partitionen gegeneinander auf Lock-Dependency-Chains geprüft [vgl. 2, S. 8]. Eine Lock-Dependency-Chain ist eine Sequenz von Lock-Dependencies für die gilt:[vgl. 2, S. 3]

$d_{\text{chain}} = (r_1, r_2, \ldots, r_k)$ mit $r_i = (t_i, m_i, L_i)$, wenn $m_1 \in L_2 \ldots m_{k-1} \in L_k, t_i \neq t_j$ und $L_i \cap L_j = \emptyset$ für $1 \leq i, j \leq k (i \neq j)$

Eine Zyklische-Lock-Dependency-Chain ist eine Lock-Dependency-Chain, für die zusätzlich gilt [vgl. 2, S. 3]:

$$m_k \in L_1$$

Zum Beispiel ist die Lock-Dependency Sequenz $\mathrm{d} = (\mathrm{t}_1, \mathrm{l}_2, \{\mathrm{l}_1\}), (\mathrm{t}_2, \mathrm{l}_1, \{\mathrm{l}_2\})$ eine Zyklische-Lock-Dependency-Chain. Jede Zyklische-Lock-Dependency-Chain repräsentiert einen potenziellen Deadlock [vgl. 2, S. 3].

# 3 Design

## 3.1 Übersicht

Die OpenPEARL-Laufzeitumgebung wird um eine Trace-Funktionalität für SEMA-Objekte erweitert. Dazu wird die SEMA-Implementierung in der OpenPEARL-Laufzeitumgebung angepasst. Diese Trace-Funktionalität wird über eine Umgebungsvariable gesteuert. Das Schreiben auf die Festplatte ist sehr zeitintensiv, deswegen werden Lockereignisse im Hauptspeicher gepuffert und erst beim Erreichen eines definierten Werts in die Trace-Datei geschrieben. Dieser Wert wird ebenfalls über eine Umgebungsvariable definiert.
Die erzeugte Trace-Datei dient als Eingabe für die Anwendung zur Generierung und Darstellung der chronologischen Verwendung der SEMA-Objekte.
Zusätzlich wird die Trace-Datei mit Hilfe des MagicLock-Algorithmus[1] nach potentiellen Deadlocks durchsucht. Potentielle Deadlocks werden anschließend als gerichteter Graph dargestellt.

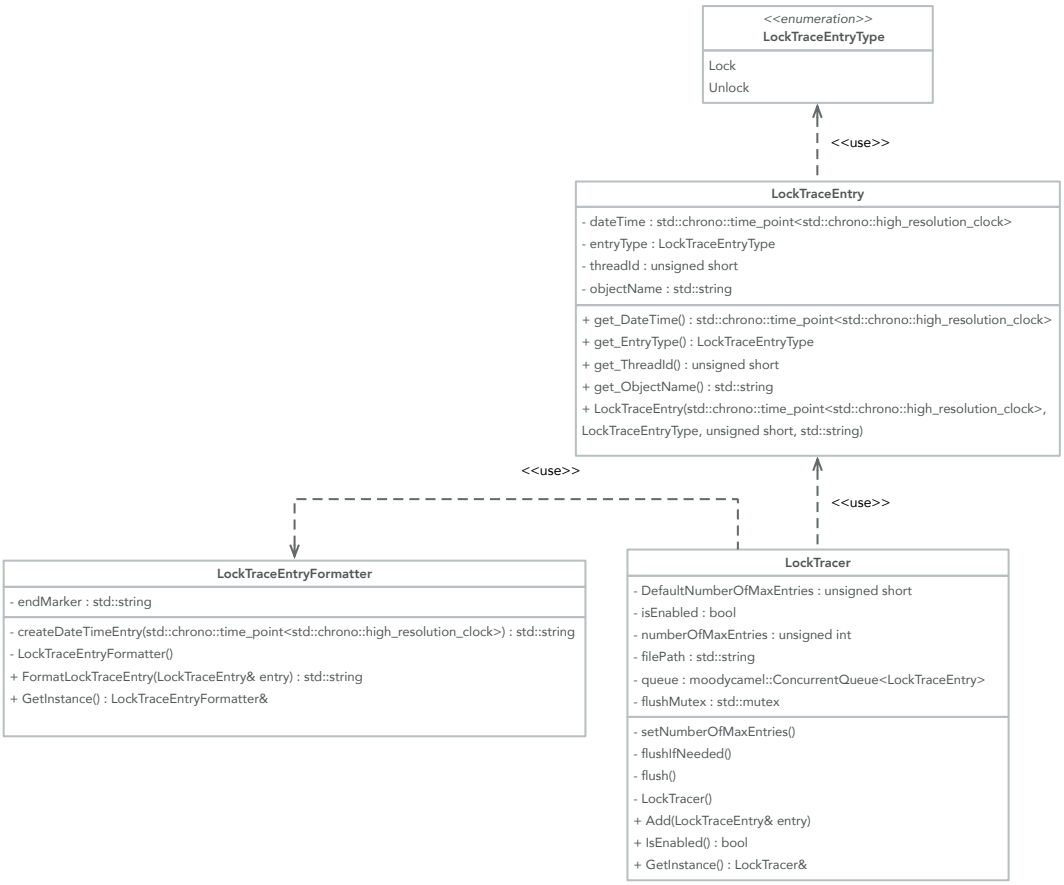
## 3.2 Erzeugung der Trace-Datei

In der Trace-Datei werden alle benötigten Informationen geschrieben, um potentielle Deadlocks zu erkennen:

1. Der genaue Zeitpunkt des Ereignisses,
2. die Art des Ereignisses (Lock, Unlock),
3. der Name des ausführenden Threads,
4. der Name des verwendeten Lockobjekts.

In Abb. 3.2.1 sind die benötigten Klassen dargestellt. Die notwendigen Informationen für einen Trace-Eintrag werden in der Klasse `LockTraceEntry` gehalten. Für den Zeitunkt wird der Typ `chrono::time_point` vom Typ `chrono::high_resolution_clock` verwendet. Der Typ `chrono::high_resolution_clock` stellt einen Zeitpunkt mit der höchstmöglichen Genauigkeit der jeweiligen Implementierung dar[2]. Für die spätere Visualisierung ist eine hohe Genauigkeit notwendig, um nahezu parallel aufgetretene Lockereignisse chronologisch getrennt visualisieren zu können.
Die Klasse `LockTraceEntryFormatter` erstellt mit der Methode `FormatLockTraceEntry` aus einem `LockTraceEntry` eine Zeichenkette, die einer Zeile in der Trace-Datei

[1] Siehe Abschnitt 2.4
[2] C++ ab der Version 11




Quelle: Eigene Darstellung

Abbildung 3.2.1: UML-Klassendiagramm für Trace-Funktionalität

entspricht. Diese Klasse wird als Singleton implementiert, da zur Laufzeit immer nur genau eine Instanz benötigt wird.
Die Klasse `LockTracer` stellt die Methode `Add` zur Verfügung, welche von der OpenPEARL-Laufzeitumgebung aufgerufen wird. Mit Hilfe der Methode können Lockereignisse erstellt werden. Die Methode `IsEnabled` gibt den aktuellen Zustand der `LockTracer`-Instanz zurück. Mithilfe dieser Methode kann ein Aufrufer prüfen, ob die Trace-Funktionalität aktiviert ist. Ist dies nicht der Fall, muss die `Add`-Methode nicht aufgerufen und somit auch kein `LockTraceEntry`-Objekt erzeugt werden. Die Klasse wird ebenfalls als Singleton implementiert, damit nur eine Instanz zur Laufzeit verwendet werden kann.
Das Speichern der Ereignisse in die Trace-Datei ist kostspielig und soll daher nicht für jeden Eintrag gemacht werden. Die Klasse `LockTracer` reiht dazu die einzelnen Lockereignisse, welche über die `Add`-Methode hinzugefügt werden, in eine Warteschlange ein. Sobald eine spezifizierte Anzahl erreicht ist, wird die Warteschlange geleert und in die Trace-Datei geschrieben. Die Anzahl kann über die Umgebungsvariable `OpenPEARL_LockTracer_MaxEntries` spezifiziert werden. Die Umgebungsvariable wird bei der Initialisierung der `LockTracer`-Implementierung ausgelesen und in der Variable `numberOfMaxEntries` gespeichert.
Das Hinzufügen der Ereignisse in die Warteschlange kann parallel erfolgen und muss daher threadsicher implementiert werden. Eine Möglichkeit wäre, die einzelnen

Zugriffe über einen Lock zu synchronisieren. Dies würde die Laufzeit der Anwendung stark negativ beeinflussen. Deswegen wird die lock-freie Implementierung einer Warteschlange aus [3] verwendet. Die Warteschlange garantiert eine threadsichere Implementierung, aber keine Sortierung innerhalb der Warteschlange für mehrere Produzenten[3]. Da es zur Laufzeit nur eine einzige Instanz der `LockTracer`-Klasse gibt, ist die Reihenfolge innerhalb der Warteschlange dennoch garantiert.
Der Dateipfad zur Speicherung der Trace-Datei wird über die Umgebungsvariable `OpenPEARL_LockTracer_Path` definiert und bei der Initialisierung der `LockTracer`-Implementierung in der Variable `filePath` gespeichert.
Die dritte Umgebungsvariable `OpenPEARL_LockTracer_Enabled` wird zur Aktivierung der Trace-Funktionalität verwendet. Wenn die Umgebungsvariable gesetzt ist und den Wert `true` hat, wird die Trace-Funktionalität aktiviert. Ansonsten werden alle Aufrufe zur `Add`-Methode direkt über eine `return`-Anweisung beendet. Dadurch wird die Laufzeit der Anwendung bei deaktivierter Trace-Funktionalität nicht beeinflusst.
In der OpenPEARL-Laufzeitumgebung werden die REQUEST- und RELEASE-Anweisungen in der Semaphor-Implementierung unter runtime/common/Semaphore.cc implementiert. Bei einer Erhöhung auf eins oder einer Verringerung auf null eines Semaphors muss ein Lockereignis erzeugt werden. Bei einer Erhöhung auf eins muss der `LockTraceEntryType Unlock` bei einer Verringerung auf null der `LockTraceEntryType Lock` verwendet werden. Die Klassen für die Implementierung des LockTracers müssen bei der Kompilierung der OpenPEARL-Laufzeitumgebung mit einbezogen werden. In der Datei runtime/common/Files.common sind alle Dateien aufgeführt, welche bei der Kompilierung einbezogen werden. Dort müssen die Dateien, die aus Abb. 3.2.1 entstehen eingetragen werden.

## 3.3 Analysieren der Trace-Datei

Als Eingabe dient die in Abschnitt 3.2 erzeugte Trace-Datei. Die Trace-Datei wird Zeile für Zeile ausgelesen. Die einzelnen Lockereignisse werden nach den jeweiligen Threads gruppiert. Anschließend wird ein zweidimensionaler Graph erzeugt.
Jede Thread-Gruppe bildet einen horizontalen Strahl ab, auf dem die zugehörigen Lockereignisse dargestellt werden. Für die Darstellung der einzelnen Zeitpunkte werden nur die jeweiligen Deltas zum frühesten Zeitpunkt verwendet. Die Abszisse startet demnach mit dem Wert null, der dem frühesten Zeitpunkt entspricht. Eine mögliche Darstellung ist in Abb. 3.3.1 skizziert.

[3] Vgl. „Reasons not to use“ in [3]

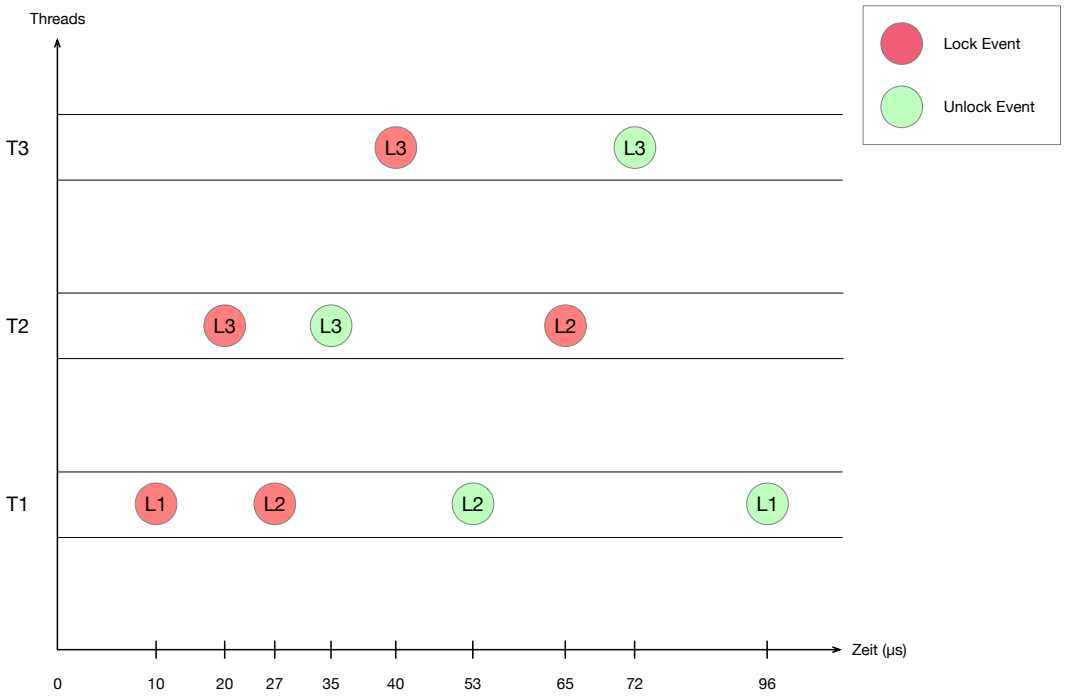
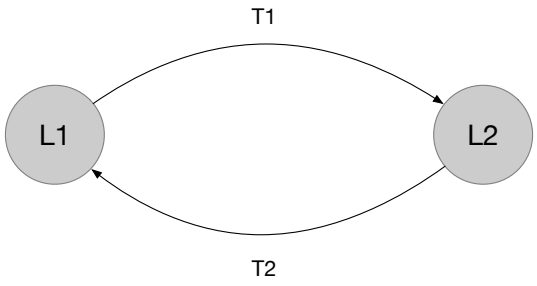



Abbildung 3.3.1: Visualisierung der chronologischen Verwendung von SEMA-Objekten

## 3.4 Erweiterung: Potenzielle Deadlocks

Als Eingabe dient wieder die Trace-Datei aus Abschnitt 3.2. Die Lockereignisse werden Zeile für Zeile aus der Trace-Datei ausgelesen und in einen *execution trace* überführt[4]. Dieser wird als Eingabe für den Algorithmus aus Abschnitt 2.4 verwendet. Der Algorithmus liefert einen Lockgraphen mit potenziellen Deadlocks, welche als Zyklen im Graphen zu erkennen sind, zurück. Der Lockgraph wird dem Anwender, wie in Abb. 3.4.1 skizziert, dargestellt.




Quelle: Eigene Darstellung

Abbildung 3.4.1: Visualisierung eines potentiellen Deadlocks

[4] Siehe Abschnitt 2.1

# 4 Implementierung

Nachdem im vorigen Kapitel die wesentlichen Designzüge des Grundproblems erläutert wurden, ist es das Ziel der folgenden Abschnitte, die Implementierung der einzelnen Komponenten zu beschreiben.

## 4.1 Trace-Funktion für SEMA-Variablen für die OpenPEARL-Laufzeitumgebung

Aus dem in Abb. 3.2.1 vorgestellten UML-Diagramm werden drei Klassen und eine Enumeration in C++ implementiert. `LockTraceEntryType` wird als `enum` mit den Werten `Lock` und `Unlock` implementiert. Die Klasse `LockTraceEntry` wird als einfache Datenklasse mit Get-Methoden für jedes Attribut implementiert. Die beiden Klassen `LockTraceEntryFormatter` und `LockTracer` werden als Singleton implementiert. Die Implementierung für die Berechnung des genauen Zeitpunkts ist in Quellcode 4.1.1 dargestellt.

```
31      std::string LockTraceEntryFormatter::createDateTimeEntry(std::chrono::time_point<s⌋
        ↪  td::chrono::high_resolution_clock> timePoint)
        ↪  {
32          return std::to_string(std::chrono::time_point_cast<std::chrono::microseconds>(⌋
            ↪  timePoint).time_since_epoch().count()) +
            ↪  ":";
33      }
```

Quellcode 4.1.1: Auszug aus LockTraceEntryFormatter.cc: Berechnung des Zeitpunkts

Der `chrono::time_point` wird in Mikrosekunden seit dem 01.01.1970 umgerechnet. Mikrosekunden wurden gewählt, weil Millisekunden nicht ausreichen, um die chronologische Verwendung von Lockobjekten darzustellen. Lockereignisse unterscheiden sich des Öfteren nur in Mikrosekunden. Um solche Ereignisse visuell voneinander unterscheiden zu können, reichen Millisekunden nicht aus. In Quellcode 4.1.2 ist ein Auszug aus der Implementierung der Klasse `LockTracer` dargestellt. Die `GetInstance()`-Methode stellt sicher, dass nur eine Instanz der Klasse zur Laufzeit existiert[1]. Im Konstruktor wird einmalig geprüft, ob die notwendigen Umgebungsvariablen existieren und korrekte Werte aufweisen. Wenn alle Variablen vorhanden sind und die Variable `NameOfEnvironmentVariableEnabled` den Wert `true` hat, wird die Trace-Funktionalität aktiviert. In der Methode `Add(LockTraceEntry& entry)` wird zuerst geprüft, ob die Trace-Funktionalität aktiviert ist. Ist dies nicht der Fall, wird die Methode sofort beendet, dadurch wird die Laufzeit der OpenPEARL-Anwendung

[1] Ab C++ Version 11

```
11  LockTracer::LockTracer() {
12      isEnabled = false;
13
14      char* envVar = std::getenv(NameOfEnvironmentVariableEnabled);
15      if(envVar != NULL && strcmp(envVar, "true") == 0) {
16          envVar = std::getenv(NameOfEnvironmentVariablePath);
17          if(envVar != NULL && directoryExists(envVar)) {
18              std::time_t t = std::time(nullptr);
19              std::tm tm = *std::localtime(&t);
20
21              std::ostringstream oss;
22              oss << std::put_time(&tm, "%Y-%m-%d_%H-%M.log");
23              std::string str = oss.str();
24
25              filePath = std::string(envVar) + str;
26
27              setNumberOfMaxEntries();
28              isEnabled = true;
29          }
30      }
31  }
32
33  LockTracer& LockTracer::GetInstance()
34  {
35      static LockTracer instance;
36      return instance;
37  }
38
39  void LockTracer::Add(LockTraceEntry& entry) {
40      if(isEnabled == false) {
41          return;
42      }
43
44      queue.enqueue(entry);
45      LockTracer::flushIfNeeded();
46  }
47
48  bool LockTracer::IsEnabled() {
49      return isEnabled;
50  }
51
52  LockTracer::~LockTracer() {
53      if(isEnabled == false) {
54          return;
55      }
56
57      LockTracer::flush();
58  }
```

Quellcode 4.1.2: LockTracer.cc: Auszug aus der Implementierung des LockTracers

bei deaktivierter Trace-Funktionalität nicht negativ beeinflusst[2]. Es wird sichergestellt, dass beim Beenden der Anwendung alle noch vorhanden Lockereignisse in die Trace-Datei geschrieben werden. Dies erfolgt über den Destruktor der Klasse in Zeile 52. Die Integration in die OpenPEARL-Laufzeitumgebung erfolgt durch das Hinzufügen der benötigten Dateien in die *Files.common*-Datei. Dazu wird die Zeile 86 um Quellcode 4.1.3 erweitert. Im letzten Schritt wird die *Semaphore.cc*-Implementierung angepasst. Für jede Erhöhung auf eins eines Semaphore-Objekts wird die Methode `TraceUnlock`, für jede Verringerung auf null die Methode `TraceLock` aus Quellcode 4.1.4 aufgerufen.

[2] Der einmalige Aufruf des Konstruktors, der Aufruf der Add Methode und das Prüfen eines booleschen Wertes werden hier ignoriert.

```
86          SampleBasicDation.cc \
87          lockTracer/LockTracer.cc lockTracer/LockTraceEntry.cc \
88          lockTracer/LockTraceEntryFormatter.cc
```

Quellcode 4.1.3: Files.common: Auszug aus der Auflistung der zu kompilierenden Dateien

```
93    void TraceLock(char* tName, const char* semaName) {
94       LockTracer& lockTracer = LockTracer::GetInstance();
95       if(lockTracer.IsEnabled() == false) {
96          return;
97       }
98
99       LockTraceEntry entry = LockTraceEntry(std::chrono::high_resolution_clock::now(),
         ↪  LockTraceEntryType::Lock, tName, semaName);
100      lockTracer.Add(entry);
101   }
102
103   void TraceUnlock(char* tName, const char* semaName) {
104      LockTracer& lockTracer = LockTracer::GetInstance();
105      if(lockTracer.IsEnabled() == false) {
106         return;
107      }
108
109      LockTraceEntry entry = LockTraceEntry(std::chrono::high_resolution_clock::now(),
         ↪  LockTraceEntryType::Unlock, tName, semaName);
110      lockTracer.Add(entry);
111   }
```

Quellcode 4.1.4: Semaphore.cc: Auszug aus der Semaphore-Implementierung in der OpenPEARL-Laufzeitumgebung

## 4.2 Analyse-Programm zur chronologischen Darstellung von Synchronisationsmitteln

Die Implementierung für die Analyse und die chronologische Darstellung der Verwendung von SEMA-Objekten wird in Python[3] durchgeführt. Im ersten Schritt wird die Trace-Datei aus Abschnitt 3.2 ausgelesen. Die einzelnen Lockereignisse werden von der Klasse `LockAction` repräsentiert, welche in Quellcode 4.2.1 dargestellt ist.

```
1   class LockActionType:
2       LOCK = 1
3       UNLOCK = 2
4
5   class LockAction(object):
6       def __init__(self, timeStamp, threadName, lockObjectName, actionType):
7           self.timeStamp = timeStamp
8           self.threadName = threadName
9           self.lockObjectName = lockObjectName
10          self.actionType = actionType
```

Quellcode 4.2.1: traceFileReader.py: Auszug aus der Implementierung des Trace-Datei-Parsers

Anschließend wird aus den ausgelesenen Lockereignissen ein Graph erstellt. Dazu wird die Python-Bibliothek Matplotlib[4] verwendet. In Quellcode 4.2.2 ist die Erzeugung

[3] Python Version 3.7.3.
[4] Matplotlib Version 3.1.3.

des Graphen dargestellt. In den Zeilen 23 bis 25 werden die Threads und Zeitstempel

```
16      threads  = set([])
17      times = set([])
18      x = []
19      y = []
20      c = []
21      texts = []
22
23      for lockAction in lockActions:
24          threads.add(lockAction.threadName)
25          times.add(lockAction.timeStamp)
26
27      threads  = sorted(list(threads))
28      times  = sorted(list(times))
29
30      for lockAction in lockActions:
31          xValue = int(lockAction.timeStamp) - int(times[0])
32          offset = 0
33          if xValue in x:
34              offset = 0.2 * x.count(xValue)
35          x.append(xValue)
36          y.append(threads.index(lockAction.threadName) + offset)
37          c.append(get_Color(lockAction.actionType))
38          texts.append(lockAction.lockObjectName)
```

Quellcode 4.2.2: generateTimeline.py: Auszug aus der Bestimmung der einzelnen Werte für den Graphen

in Hashsets gespeichert und anschließend in den Zeilen 27 und 28 sortiert. In den Zeilen 30 bis 38 werden die Werte für die einzelnen Lockereignisse bestimmt. Um die Threads auf der Ordinate abzubilden wird in Zeile 36 der Index des jeweiligen Threads im sortierten Hashset verwendet. Dadurch entspricht jeder ganzzahlige Wert auf der Ordinate einem Thread. Falls es mehrere Einträge für eine Thread mit dem gleichen Zeitstempel gibt, wird in den Zeilen 33 und 34 ein Offset berechnet und in der Zeile 36 hinzugefügt, um eine Überlappung zu verhindern. Für den Wert auf der Abszisse wird das Delta der Zeitstempel zwischen dem jeweiligen Lockereignis und dem niedrigsten Zeitstempel in der Zeile 31 berechnet. In Zeile 37 wird die Farbe des Lockereignisses und in Zeile 38 die Beschriftung festgelegt. Aus den einzelnen Werten wird in Quellcode 4.2.3 der Graph mit Matplotlib erstellt und kann dann mit dem Befehl `plt.show()` dargestellt werden.

```
42      plt.scatter(x, y, c=c, alpha=0.85, s=100)
43      for i, txt in enumerate(texts):
44          plt.annotate(txt, (x[i], y[i] + 0.1))
```

Quellcode 4.2.3: generateTimeline.py: Auszug aus der Erzeugung des Graphen

## 4.3 Visualisierung von potenziellen Deadlocks als gerichteter Graph

Im ersten Schritt wird der MagicLock-Algorithmus in Python[5] implementiert. Das Auslesen der Trace-Datei wurde bereits in Abschnitt 4.2 durchgeführt und wird

[5] Python Version 3.7.3.

hier wiederverwendet. Nach dem Auslesen werden die Lockereignisse in eine Lock-Dependency-Relation[6] überführt. Die Klassen sind in Quellcode 4.3.1 und Quellcode 4.3.2 dargestellt. Eine `LockDependencyRelation` enthält ein Hashset mit allen

```
45 class LockDependency(object):
46     def __init__(self, threadName, lockObjectName, currentlyOwnedLockObjectNames):
47         self.threadName = threadName
48         self.lockObjectName = lockObjectName
49         self.currentlyOwnedLockObjectNames = currentlyOwnedLockObjectNames
```

Quellcode 4.3.1: magiclockLib/magiclockTypes.py: Repräsentation einer Lock Dependency aus Magiclock [2, S. 3]

```
67 class LockDependencyRelation(object):
68     def __init__(self):
69         self.locks = set()
70         self.threads = []
71         self.lockDependencies = []
72 
73     def add(self, lockDependency):
74         self.lockDependencies.append(lockDependency)
75         self.locks.add(lockDependency.lockObjectName)
76         if lockDependency.threadName not in self.threads:
77             self.threads.append(lockDependency.threadName)
```

Quellcode 4.3.2: magiclockLib/magiclockTypes.py: Repräsentation einer Lock Dependency Relation aus Magiclock [2, S. 3]

Lockobjekten, eine Liste aller Threads und eine Liste der einzelnen `LockDependency`-Objekten. Für die Threads wurde eine Liste gewählt, damit die Ergebnisse deterministisch ausfallen. Die Liste der Threads wird später in einer Schleife durchlaufen. Dies führt bei einem Hashset, aufgrund der zufälligen Sortierung, zu nicht deterministischen Ergebnissen.
Im zweiten Schritt wird die `LockDependencyRelation` reduziert, um die Zyklensuche zu optimieren. Dazu werden die einzelnen Lockobjekte klassifiziert durch die Zuweisung in eine der folgenden Mengen.[vgl. 2, S. 4]

1. Independent-set $= \{m \mid m \in Locks, indegree(m) = 0 \wedge outdegree(m) = 0\}$
2. Intermediate-set $= \{m \mid m \in Locks, (indegree(m) = 0 \vee outdegree(m) = 0) \wedge \neg(indegree(m) = 0 \wedge outdegree(m) = 0)\}$
3. Inner-set $= \{m \mid m \in Locks, (\exists(t, m, L) \in D, \forall n \in L, n \in$ Intermediate-set $\cup$ Inner-set$) \vee (\exists(t, n, L) \in D, m \in L \wedge n \in$ Intermediate-set $\cup$ Inner-set$)\}$
4. Cyclic-set $= \{m \mid m \in Locks, m \notin$ Independent-set $\cup$ Intermediate-set $\cup$ Inner-set$\}$

Dazu werden die Algorithmen *LockReduction(D)*, *InitClassification(D)* und *LockClassification(D)* implementiert[7]. Als erstes wird in Quellcode 4.3.3 mit *InitClassification(D)* eine Datenstruktur initialisiert. Für jede `LockDependency` werden die

[6] Siehe Abschnitt 2.4
[7] Entspricht den Algorithmen 1, 2 und 3 aus MagicLock [2, S. 5]

```
17  def init_Classification(D):
18      initClassification = magiclockTypes.InitClassification()
19      for m in D.locks:
20          initClassification.indegree[m] = 0
21          initClassification.outdegree[m] = 0
22          initClassification.mode[m] = 0
23      for d in D.lockDependencies:
24          if mode(d.lockObjectName, D) != d.threadName:
25              initClassification.mode[d.lockObjectName] = -1
26          else:
27              initClassification.mode[d.lockObjectName] = d.threadName
28          for n in d.currentlyOwnedLockObjectNames:
29              initClassification.indegree[d.lockObjectName] += 1
30              initClassification.outdegree[n] += 1
31              initClassification.edgesFromTo[n][d.lockObjectName] += 1
32      return initClassification
```

Quellcode 4.3.3: magiclockLib/lockReduction.py: Implementierung des *InitClassification(D)*-Algorithmus aus Magiclock [2, S. 5]

eingehenden und ausgehenden Kanten sowie der Mode bestimmt. Der Mode ist entweder der Name des Threads, der als einziger Thread in der `LockDependency-Relation` Zugriffe auf das Lockobjekt ausführt oder -1. Die erstellte Datenstruktur ist in Quellcode 4.3.4 dargestellt. Die Klassifizierung der Lockobjekte erfolgt in

```
3   class InitClassification(object):
4       def __init__(self):
5           self.indegree = {}
6           self.outdegree = {}
7           self.mode = {}
8           self.edgesFromTo = defaultdict(lambda: defaultdict(int))
```

Quellcode 4.3.4: magiclockLib/magiclockTypes.py: Datenstruktur der *init_Classification(D)*-Methode

Quellcode 4.3.5. Alle Lockobjekte ohne eingehende und ausgehende Kanten werden in den Zeilen 39 und 40 in das Independent-set eingefügt. Diese Lockobjekte können ignoriert werden, da ein potenzieller Deadlock mindestens eine ausgehende und mindestens eine eingehende Kante besitzen muss. Lockobjekte ohne eingehende oder ohne ausgehende Kanten werden in den Zeilen 42 bis 44 in das Intermediate-set eingefügt. Zusätzlich werden diese auf den Stack `s` gelegt. In den Zeilen 46 bis 69 wird die Klassifizierung für das Inner-set durchgeführt. Das oberste Lockobjekt `m` vom Stack `s` wird entfernt und überprüft. Dies wird wiederholt bis der Stack keine Lockobjekte mehr enthält. Wenn das Lockobjekt `m` keine eingehenden Kanten besitzt, kann es aus der weiteren Betrachtung entfernt werden. Dies geschieht, in dem alle anderen Lockobjekte mit eingehenden Kanten in den Zeilen 49 bis 58 durchlaufen werden. Die eingehenden Kanten des Lockobjekts `n` können dann um die Anzahl der Kanten von dem Lockobjekt `m` zu `n` reduziert werden. Wenn das Lockobjekt `n` anschließend selbst keine eingehenden Kanten mehr besitzt, kann es ebenfalls aus der weiteren Betrachtung entfernt werden, indem es auf den Stack `s` gelegt und in das Intermediate-set eingefügt wird. Anschließend werden in den Zeilen 57 und 58 die Kanten von dem Lockobjekt `m` zu `n` und alle ausgehenden Kanten von `m` auf null gesetzt. Das Gleiche wird für Lockobjekte ohne ausgehende Kanten in den Zeilen 59

```
35  def lock_Classification(D, initClassification):
36      lockClassification = magiclockTypes.LockClassification()
37      s = []
38      for m in D.locks:
39          if initClassification.indegree[m] == 0 and initClassification.outdegree[m] ==
            ↪  0:
40              lockClassification.independentSet.append(m)
41          else:
42              if initClassification.indegree[m] == 0 or initClassification.outdegree[m]
                ↪  == 0:
43                  lockClassification.intermediateSet.append(m)
44                  s.append(m)
45
46      while s:
47          m = s.pop()
48          if initClassification.indegree[m] == 0:
49              for n in D.locks:
50                  if n == m:
51                      continue
52                  if initClassification.indegree[n] != 0:
53                      initClassification.indegree[n] -=
                        ↪  initClassification.edgesFromTo[m][n]
54                      if initClassification.indegree[n] == 0:
55                          s.append(n)
56                          lockClassification.innerSet.append(n)
57                  initClassification.outdegree[m] -= initClassification.edgesFromTo[m][n]
58                  initClassification.edgesFromTo[m][n] = 0
59          if initClassification.outdegree[m] == 0:
60              for n in D.locks:
61                  if n == m:
62                      continue
63                  if initClassification.outdegree[n] != 0:
64                      initClassification.outdegree[n] -=
                        ↪  initClassification.edgesFromTo[n][m]
65                      if initClassification.outdegree[n] == 0:
66                          s.append(n)
67                          lockClassification.innerSet.append(n)
68                  initClassification.indegree[m] -= initClassification.edgesFromTo[n][m]
69                  initClassification.edgesFromTo[n][m] = 0
70
71      for m in D.locks:
72          if (m not in lockClassification.independentSet and
73              m not in lockClassification.intermediateSet and
74                  m not in lockClassification.innerSet):
75              lockClassification.cyclicSet.append(m)
76
77      return lockClassification
```

Quellcode 4.3.5: magiclockLib/lockReduction.py: Implementierung des *LockClassification(D)*-Algorithmus aus Magiclock [2, S. 5]

bis 69 gemacht. Zuletzt werden in den Zeilen 71 bis 75 alle Lockobjekte, welche in keiner der bisherigen Mengen vorhanden sind, in das Cyclic-set eingefügt.
Der Algorithmus zur Reduzierung der `LockDependencyRelation` ist in Quellcode 4.3.6 dargestellt. Als erstes wird die Klassifizierung der Lockobjekte in Zeile 91 durchgeführt. Anschließend wird in den Zeilen 93 bis 103 das Cyclic-set durchlaufen und alle Lockobjekte mit einem Mode ungleich -1 aus diesem entfernt. Diese Lockobjekte können nicht Teil eines potenziellen Deadlocks sein, da sie nur von einem einzigen Thread verwendet werden. In der Zeile 105 wird eine neue `LockDependencyRelation` erzeugt, welche nur Lockobjekte aus dem Cyclic-set enthält. Wenn sich diese Relation nicht von der ursprünglichen unterscheidet ist die Lock-Reduzierung abgeschlossen. Ansonsten wird in Zeile 107 die Lock-Reduzierung rekursiv mit der eben erzeugten `LockDependencyRelation` erneut aufgerufen.

```
90  def lock_Reduction(D, initClassification):
91      lockClassification = lock_Classification(D, initClassification)
92      lockClassification.print()
93      for m in lockClassification.cyclicSet[:]:
94          if initClassification.mode[m] != -1:
95              lockClassification.cyclicSet.remove(m)
96              for n in lockClassification.cyclicSet:
97                  if initClassification.edgesFromTo[m][n] != 0:
98                      initClassification.indegree[n] -=
                        ↪  initClassification.edgesFromTo[m][n]
99                      initClassification.edgesFromTo[m][n] = 0
100             for n in lockClassification.cyclicSet:
101                 if initClassification.edgesFromTo[n][m] != 0:
102                     initClassification.outdegree[n] -=
                        ↪  initClassification.edgesFromTo[n][m]
103                     initClassification.edgesFromTo[n][m] = 0
104
105     projectedD = get_LockDependencyRelation_For(D, lockClassification.cyclicSet)
106     if projectedD.lockDependencies != D.lockDependencies:
107         return lock_Reduction(projectedD, initClassification)
108
109     return lockClassification, projectedD
```

Quellcode 4.3.6: magiclockLib/lockReduction.py: Implementierung des *LockReduction(D)*-Algorithmus aus Magiclock [2, S. 5]

Nach der Reduzierung der Lockobjekte werden die vorhandenen Lockobjekte aus dem Cyclic-set in disjunkte Mengen aufgeteilt. Die disjunkten Mengen haben untereinander keine Kanten und sind daher unabhängige Teilgraphen. Die Suche nach Zyklen erfolgt anschließend für jeden dieser Teilgraphen. In Quellcode 4.3.7 wird die Aufteilung in disjunkte Mengen durchgeführt. In den Zeilen 19 bis 23 werden die einzelnen Lockobjekte aus dem Cyclic-set durchlaufen und falls noch nicht betrachtet in der Methode `visit_Edges_From` betrachtet. In der Methode `visit_Edges_From` wird das Lockobjekt, falls noch nicht betrachtet, in die disjunkte Menge übernommen. Zusätzlich werden in den Zeilen 6 bis 8 alle erreichbaren Lockobjekte durchlaufen und ebenfalls in die disjunkte Menge aufgenommen.
Im letzten Schritt wird für jede disjunkte Menge eine Zyklensuche durchgeführt, wobei jeder Zyklus einen potenziellen Deadlock repräsentiert. Dazu werden zuerst in Quellcode 4.3.8 in den Zeilen 94 bis 102 Partitionen erstellt. Es wird für jeden Thread `t` eine Partition erstellt, welche die `LockDependency`-Objekte enthält, bei denen der ausführende Thread gleich `t` ist. Zusätzlich werden identische `LockDependency`-Objekte gruppiert. Ein `LockDependency`-Objekt ist identisch mit einem anderen `LockDependency`-Objekt, wenn der ausführende Thread, das betroffene Lockobjekt und die Menge der aktuell in Besitz befindlichen Lockobjekte übereinstimmen. Anschließend wird in den Zeilen 105 bis 108 für jeden Thread die jeweilige Partition durchlaufen. Jede `LockDependency` in der Partition wird mit der Methode `DFS_Traverse` in Quellcode 4.3.9 nach Zyklen durchsucht.
Zuerst wird in Zeile 61 eine Menge `s` erzeugt, die anfangs nur die aktuelle `LockDependencyRelation` enthält. In Zeile 62 werden alle höher sortierten Threads durchlaufen, wobei bereits betrachtete Threads in den Zeilen 63 und 64 ignoriert werden. Anschließend werden in den Zeilen 65 bis 75 die `LockDependency`-Objekte in der Partition des höheren Threads durchlaufen. Für jedes dieser Objekte wird in

```
1  def visit_Edges_From(cyclicSet, edgesFromTo, visited, m, dc):
2      if visited[m] == False:
3          if m not in dc:
4              dc.append(m)
5          visited[m] = True
6          for n in cyclicSet:
7              if edgesFromTo[m][n] != 0:
8                  visit_Edges_From(cyclicSet, edgesFromTo, visited, n, dc)
9
10
11 def disjoint_Components_Finder(cyclicSet, edgesFromTo):
12     dcs = set()
13     dc = []
14     visited = {}
15
16     for m in cyclicSet:
17         visited[m] = False
18
19     for m in cyclicSet:
20         if visited[m] == False:
21             visit_Edges_From(cyclicSet, edgesFromTo, visited, m, dc)
22             dcs.add(tuple(dc))
23             dc = []
24
25     return dcs
```

Quellcode 4.3.7: magiclockLib/cycleDetection.py: Implementierung des *DisjointComponentsFinder(Cyclic-set)*-Algorithmus aus Magiclock [2, S. 8]

den Zeilen 68 und 69 geprüft, ob die aktuelle Menge `s` zusammen mit dieser `LockDependency` eine Zyklische-Lock-Dependency-Chain[8] bildet. Ist dies nicht der Fall, wird die Methode `DFS_Traverse` rekursiv für die aktuell in der Iteration befindliche `LockDependency` aufgerufen. Falls es sich um eine Zyklische-Lock-Dependency-Chain handelt wird für den Zyklus und jeden äquivalenten Zyklus ein potenzieller Deadlock in den Zeilen 50 bis 57 gemeldet.

[8] Siehe Abschnitt 2.4

```
78  def find_Equal_Dependency_Group(Group, D, d):
79      for di in D:
80          if di == d:
81              return Group[di]
82      return []
83
84
85  def cycle_detection(potentialDeadlocks, dc, D):
86      Group = {}
87      isTraversed = {}
88      Di = {}
89
90      for t in D.threads:
91          isTraversed[t] = False
92          Di[t] = []
93
94      for d in D.lockDependencies:
95          if d.lockObjectName in dc and d.currentlyOwnedLockObjectNames:
96              g = find_Equal_Dependency_Group(Group, Di[d.threadName], d)
97              if g:
98                  g.add(d)
99              else:
100                 Di[d.threadName].append(d)
101                 Group[d] = []
102                 Group[d].append(d)
103
104     s = []
105     for t in D.threads:
106         for d in Di[t]:
107             isTraversed[t] = True
108             DFS_Traverse(potentialDeadlocks, t, s, d, D.threads, isTraversed, Di,
                ↪  Group)
```

Quellcode 4.3.8: magiclockLib/cycleDetection.py: Implementierung des *CycleDetection(dc, D)*-Algorithmus aus Magiclock [2, S. 8]

```
50  def reportCycle(potentialDeadlocks, o, size, equCycle, Group):
51      if size == len(o):
52          potentialDeadlocks.append(equCycle.copy())
53      else:
54          for d in Group[o[size]]:
55              equCycle.append(d)
56              reportCycle(potentialDeadlocks, o, size + 1, equCycle, Group)
57              equCycle.remove(d)
58
59
60  def DFS_Traverse(potentialDeadlocks, i, s, d, k, isTraversed, Di, Group):
61      s.append(d)
62      for j in k[k.index(i) + 1:]:
63          if isTraversed[j] == True:
64              continue
65          for di in Di[j]:
66              o = s.copy()
67              o.append(di)
68              if is_Lock_Dependency_Chain(o):
69                  if lock_Dependency_Chain_Is_Cyclic_Lock_Dependency_Chain(o):
70                      equCycle = []
71                      reportCycle(potentialDeadlocks, o, 0, equCycle, Group)
72                  else:
73                      isTraversed[j] = True
74                      DFS_Traverse(potentialDeadlocks, i, s, di, k, isTraversed, Di,
                        ↪  Group)
75                      isTraversed[j] = False
```

Quellcode 4.3.9: magiclockLib/cycleDetection.py: Implementierung des *DFS_Traverse(i, S, τ)*-Algorithmus aus Magiclock [2, S. 8]

# 5 Validierung

Im vorigen Kapitel wurden die Implementierungen der einzelnen Komponenten vorgestellt. In diesem Kapitel werden diese auf ihre korrekte Funktion hin geprüft. Zusätzlich wird für die Trace-Funktionalität in der OpenPEARL-Laufzeitumgebung ein Performanz-Test durchgeführt.

## 5.1 Trace-Funktion

Um die Trace-Funktionalität in OpenPEARL zu prüfen werden folgende Umgebungsvariablen verwendet:

- *OpenPEARL_LockTracer_Enabled* = false
- *OpenPEARL_LockTracer_Path* = /tmp/LockTracer/
- *OpenPEARL_LockTracer_MaxEntries* = 1

Zum Testen wird die OpenPEARL-Anwendung aus Quellcode 5.1.1 verwendet. Es

```
1  MODULE(test);
2
3  SYSTEM;
4     stdout: StdOut;
5
6  PROBLEM;
7      SPC stdout DATION OUT SYSTEM ALPHIC GLOBAL;
8      DCL termout DATION OUT ALPHIC DIM(*,80) FORWARD STREAM CREATED(stdout);
9      DCL test_sema SEMA;
10
11 T1: TASK PRIORITY 1 MAIN;
12   FOR i TO 9
13   REPEAT
14     RELEASE test_sema;
15     REQUEST test_sema;
16   END;
17 END;
18
19 MODEND;
```

Quellcode 5.1.1: OpenPEARL-Anwendung zum Testen der Trace-Funktionalität

wird ein Thread `T1` erzeugt, welcher die SEMA-Variable `test_sema` insgesamt neun Mal freigibt und in Besitz nimmt. Wird die Anwendung ausgeführt, wird keine Trace-Datei angelegt. Wird die Umgebungsvariable *OpenPEARL_LockTracer_Enabled* auf `true` gesetzt, wird die Trace-Datei aus Quellcode 5.1.2 erzeugt.
Die Tests zur Messung der Laufzeit und der Speicherauslastung werden in einer virtuellen Maschine mit Debian 9 Betriebssystem, 4 CPU Kernen und 2 GB Arbeitsspeicher durchgeführt. Das Hostsystem läuft mit dem Betriebssystem macOS

```
1  1585474510537398:u(_T1,_test_sema)
2  1585474510537584:l(_T1,_test_sema)
3  1585474510537659:u(_T1,_test_sema)
4  1585474510537737:l(_T1,_test_sema)
5  1585474510537778:u(_T1,_test_sema)
6  1585474510537849:l(_T1,_test_sema)
7  1585474510537890:u(_T1,_test_sema)
8  1585474510537961:l(_T1,_test_sema)
9  1585474510538002:u(_T1,_test_sema)
10 1585474510538073:l(_T1,_test_sema)
11 1585474510538113:u(_T1,_test_sema)
12 1585474510538207:l(_T1,_test_sema)
13 1585474510538252:u(_T1,_test_sema)
14 1585474510538324:l(_T1,_test_sema)
15 1585474510538365:u(_T1,_test_sema)
16 1585474510538530:l(_T1,_test_sema)
17 1585474510538574:u(_T1,_test_sema)
18 1585474510538646:l(_T1,_test_sema)
```

Quellcode 5.1.2: Trace-Datei die bei aktivierter Trace-Funktionalität aus Quellcode 5.1.1 erzeugt wird

10.15.4 und verfügt über einen Intel Core i7 mit 3,1 GHz, 16 GB Arbeitsspeicher und einer 512 GB PCIe SSD. Zur Messung der Laufzeit wird das Pythonskipt aus Quellcode 5.1.3 und zur Messung der Speicherauslastung das Pythonskipt aus Quellcode 5.1.4 verwendet. Für die Tests wird eine OpenPEARL-Anwendung verwendet,

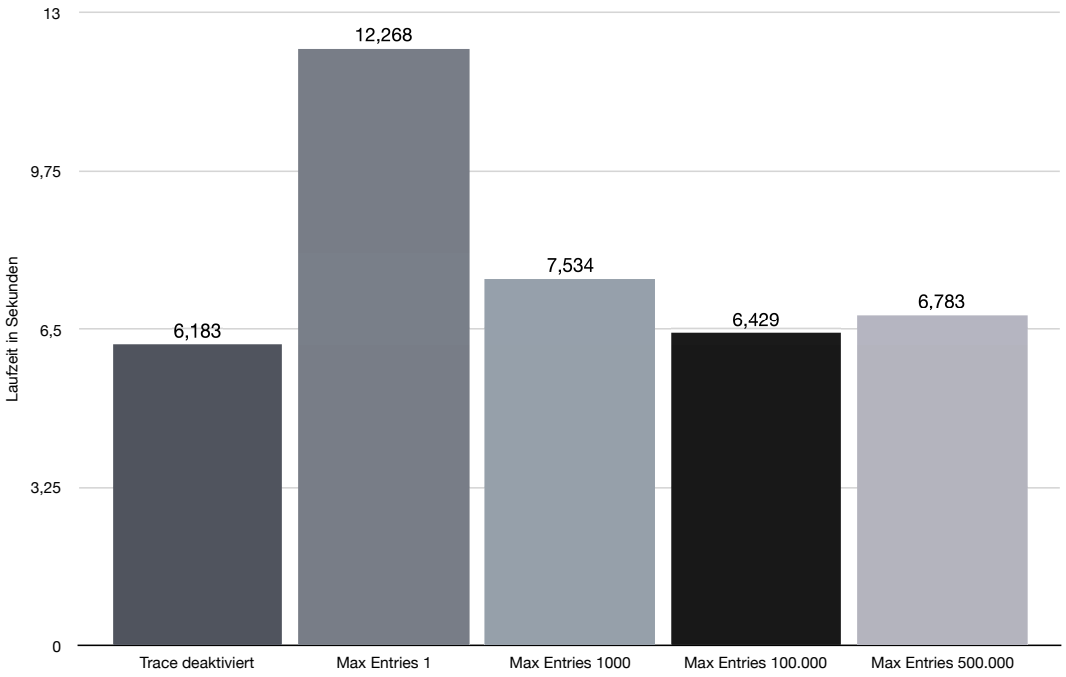
```python
import sys
import time
import subprocess

times = 0
for x in range(1, 4):
    timeStarted = time.time()
    process = subprocess.check_call(['prl', '-r', sys.argv[1]])
    timeEnd = time.time()

    times += timeEnd - timeStarted
print("Finished process in " + str(times / 3) + " seconds.")
```

Quellcode 5.1.3: Pythonskipt zur Messung der Laufzeit

welche zehn Threads erzeugt, die jeweils nacheinander zwei SEMA-Objekte in Besitz nehmen und wieder freigeben. Dabei verwendet der Thread T1 die Objekte L01 und L02, der Thread T2 die Objekte L02 und L03, bis zum letzten Thread T10, welcher die Objekte L10 und L01 verwendet. Ingesamt werden 400.000 Einträge erzeugt. Das Ergebnis der Laufzeitmessung ist in Abb. 5.1.1 dargestellt. Eine höhere Anzahl an gepufferten Objekten führt bis zu einem bestimmten Punkt zu einer besseren Laufzeit. Bei einer Puffergröße von 100.000 gibt es nur noch einen sehr geringen Unterschied zwischen aktivierter und deaktivierter Trace-Funktionalität. Wird die Puffergröße auf 500.000 gesetzt, passen alle Einträge in den Puffer und werden beim Beenden der Anwendung in die Trace-Datei geschrieben. Die Laufzeit verbessert sich bei dieser Größe jedoch nicht weiter, sondern verschlechtert sich leicht. Bereits der Unterschied zwischen den Puffergrößen 1.000 und 100.000 zeigt, dass die Puffergröße nicht beliebig hoch gesetzt werden sollte, um eine optimale Laufzeit zu erhalten. Die Puffergröße muss individuell für das Zielsystem ermittelt werden. Das Ergebnis der Messung der Speicherauslastung ist in Abb. 5.1.2 dargestellt. Je größer der verwendete Puffer ist, desto höher ist auch die Speicherauslastung. Für das verwendete Testsystem ist eine Puffergröße von 1.000 ein guter Kompromiss zwischen Laufzeit und Speicherauslastung. Ist die Laufzeit wichtiger und die Speicherauslastung kein Problem, sollte eine Puffergröße von 100.000 gewählt werden.

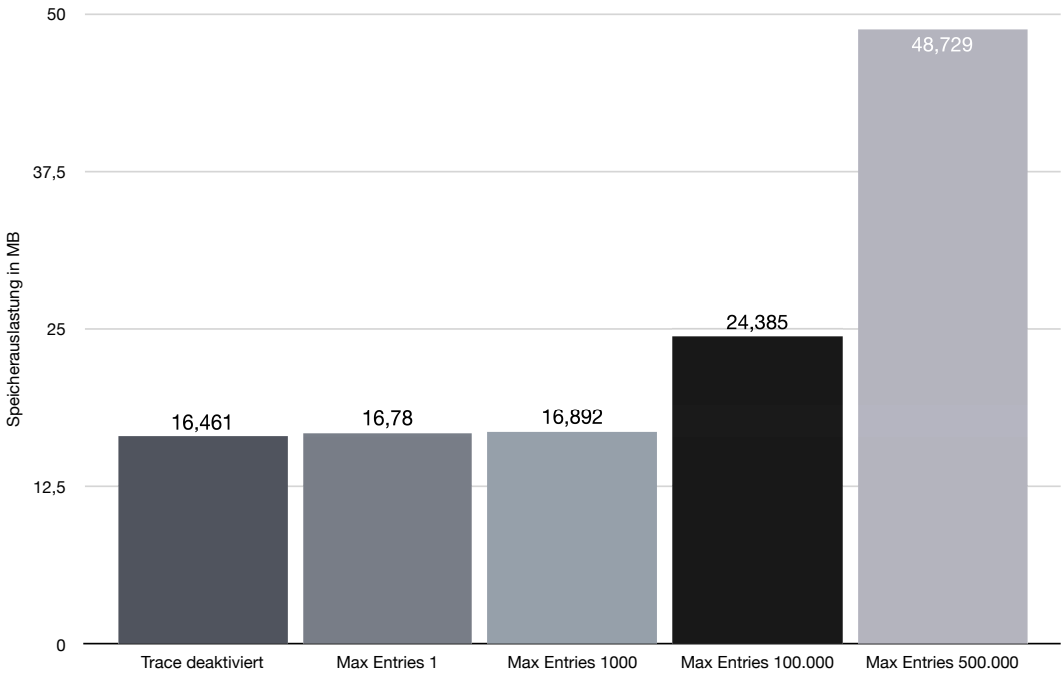
```python
import sys
import psutil
import time
import subprocess
import os

maxMemoryUsed = 0
for x in range(1, 4):
    process = subprocess.Popen(['prl', '-r', sys.argv[1]])

    maxMemory = 0
    while process.poll() == None:
        parent = psutil.Process(os.getpid())
        memory = parent.memory_info().rss / 1024 / 1024

        for child in parent.children(recursive=True):
            memory += child.memory_info().rss / 1024 / 1024

        if memory > maxMemory:
            maxMemory = memory
        time.sleep(.01)

    process.wait()
    maxMemoryUsed += maxMemory
print("Process used " + str(maxMemoryUsed / 3) + " MB.")
```

Quellcode 5.1.4: Pythonskipt zur Messung der Speicherauslastung




Quelle: Eigene Darstellung

Abbildung 5.1.1: Ergebnisse der Laufzeitmessung der Trace-Funktionalität in OpenPEARL




Quelle: Eigene Darstellung

Abbildung 5.1.2: Ergebnisse der Speicherauslastung der Trace-Funktionalität in OpenPEARL

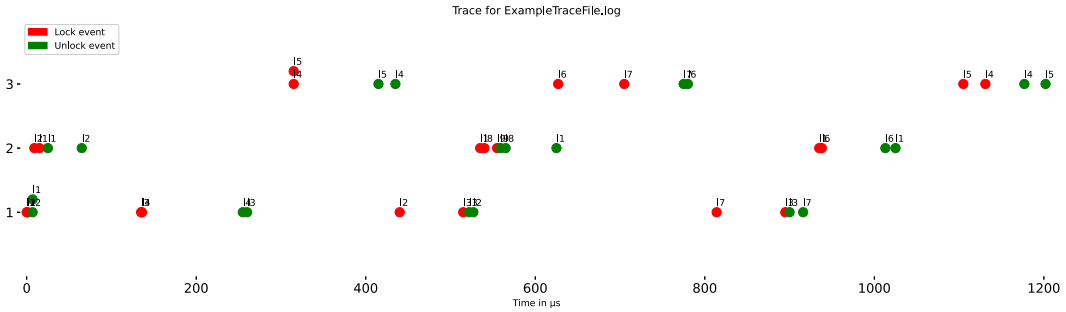
## 5.2 Analyse-Programm

Für die chronologische Darstellung der Lockobjekte wird die Trace-Datei aus Quellcode 5.2.1 mit drei Threads und neun Lockobjekten verwendet. In dem Beispiel

```
1  44450944785:l(1,11)
2  44450944786:l(1,12)
3  44450944792:u(1,12)
4  44450944792:u(1,11)
5  44450944794:l(2,12)
6  44450944800:l(2,11)
7  44450944810:u(2,11)
8  44450944850:u(2,12)
9  44450944920:l(1,13)
10 44450944921:l(1,14)
11 44450945040:u(1,14)
12 44450945045:u(1,13)
13 44450945100:l(3,14)
14 44450945100:l(3,15)
15 44450945200:u(3,15)
16 44450945220:u(3,14)
17 44450945225:l(1,12)
18 44450945300:l(1,13)
19 44450945307:u(1,13)
20 44450945312:u(1,12)
21 44450945320:l(2,11)
22 44450945325:l(2,18)
23 44450945340:l(2,19)
24 44450945344:u(2,19)
25 44450945350:u(2,18)
26 44450945410:u(2,11)
27 44450945412:l(3,16)
28 44450945490:l(3,17)
29 44450945560:u(3,17)
30 44450945565:u(3,16)
31 44450945599:l(1,17)
32 44450945680:l(1,13)
33 44450945685:u(1,13)
34 44450945701:u(1,17)
35 44450945720:l(2,11)
36 44450945723:l(2,16)
37 44450945798:u(2,16)
38 44450945810:u(2,11)
39 44450945890:l(3,15)
40 44450945916:l(3,14)
41 44450945962:u(3,14)
42 44450945987:u(3,15)
```

Quellcode 5.2.1: Beispielhafte Trace-Datei mit einem potenziellen Deadlock

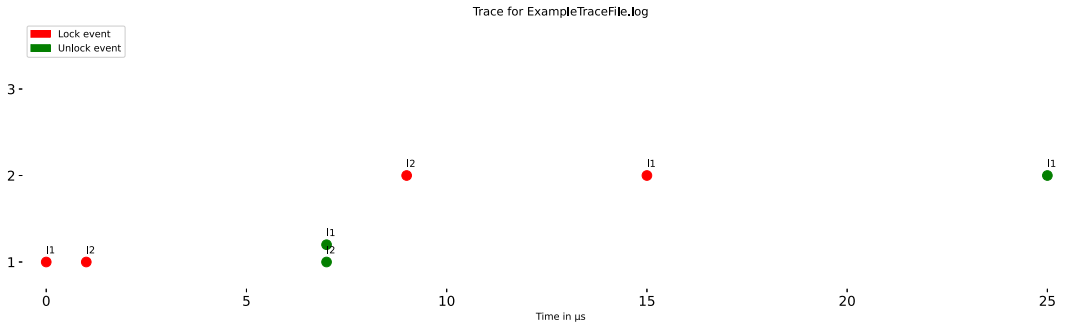
gibt es zusätzlich zwei Einträge mit dem gleichen Zeitstempel in den Zeilen 3 und 4 sowie in den Zeilen 13 und 14. Die Ausgabe der Anwendung aus Abschnitt 4.2 ist in Abb. 5.2.1 dargestellt.




Quelle: Eigene Darstellung

Abbildung 5.2.1: Ausgabe der Analyse-Anwendung

Die überlappenden Logeinträge können auseinander gezogen werden, in dem in den Graphen hineingezoomt wird. Die Vergrößerung auf 70 µs ist in Abb. 5.2.2 dargestellt.



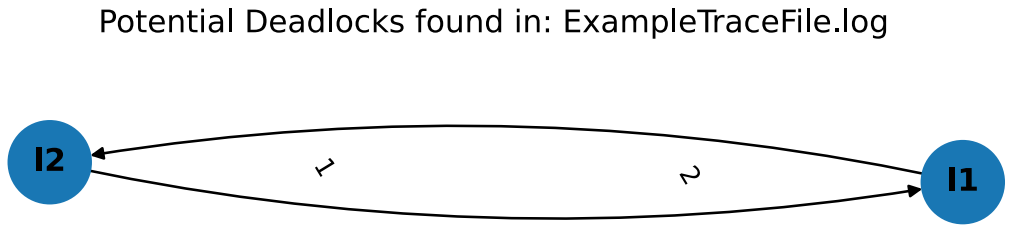

Quelle: Eigene Darstellung

Abbildung 5.2.2: Vergrößerte Darstellung von Abb. 5.2.1

Die einzelnen Logeinträge sind sichtbar und können auseinander gehalten werden. Eine Überlappung wird trotz gleichen Zeitstempel verhindert, indem die Logeinträge mit gleichen Zeitstempel bei 7 µs vertikal versetzt dargestellt werden.

## 5.3 Visualisierung von potenziellen Deadlocks

Für die Visualisierung von potenziellen Deadlocks wird erneut die Trace-Datei aus Quellcode 5.2.1 verwendet. In dem Beispiel gibt es genau einen potenziellen Deadlock zwischen den Threads 1 und 2. In den Zeilen 1 und 2 nimmt der Thread 1 die Lockobjekten l1 und l2 nacheinander in Besitz. In den Zeilen 5 und 6 nimmt der Thread 2 die Lockobjekte l2 und l1 nacheinander in Besitz. Der potenzielle Deadlock entsteht, da der Thread 1 zuerst das Lockobjekt l1 in Besitz nehmen kann und bevor dieser das Lockobjekt l2 in Besitz nehmen kann, kann der Thread 2 das Lockobjekt l2 bereits in seinen Besitz genommen haben. Dadurch blockieren sich beide Threads gegenseitig und ein Deadlock entsteht. Die Ausgabe der Anwendung zur Erkennung und Visualisierung von potenziellen Deadlocks ist in Abb. 5.3.1 dargestellt. Die Beschriftung der Kanten erfolgt immer zum Ende der Kante hin,




Quelle: Eigene Darstellung

Abbildung 5.3.1: Ergebnis der Erkennung von potenziellen Deadlocks aus Quellcode 5.2.1

zum Beispiel gehört die Beschriftung 1 zu der Kante von l1 zu l2. Zusätzlich zur grafischen Darstellung werden die Ergebnisse als Zyklische-Lock-Dependency-Chain auf der Konsole ausgegeben. Für die verwendete Trace-Datei wird „(1,l2,l1) (2,l1,l2)“ als potenzieller Deadlock auf der Konsole ausgegeben.

# 6 Fazit

Ziel dieser Arbeit war es, eine Unterstützung für Entwickler zu schaffen, um die fehlerhafte Verwendung von Synchronisationsmitteln in der Echtzeit-Programmiersprache PEARL zu erkennen.
Um dies zu erreichen wurden Verfahren zur Erkennung von Deadlocks vorgestellt und implementiert. Es wurde ein Konzept für die OpenPEARL-Laufzeitumgebung vorgestellt, um die benötigten Informationen zur Visualisierung von Synchronisationsmitteln und zur Erkennung von Deadlocks, in eine Trace-Datei zu speichern. Zusätzlich wurden zwei Anwendungen implementiert. Eine Anwendung zur Visualisierung der chronologischen Verwendung von Synchronisationsmitteln und eine zweite zur Erkennung und Darstellung von potenziellen Deadlocks.
Die entwickelten Funktionalitäten konnten erfolgreich getestet werden. Zusätzlich konnten Empfehlungen zur Konfiguration der Trace-Funktionalität in der OpenPEARL-Laufzeitumgebung gemacht werden. Diese Empfehlungen können verwendet werden, um einen guten Kompromiss zwischen Laufzeit und Speicherauslastung auf dem jeweiligen Zielsystem zu erreichen.
Das Ergebnis dieser Arbeit ist eine Unterstützung für Entwickler von PEARL-Programmen in Bezug auf Nebenläufigkeitsprobleme. Entwickler können sich die chronologische Belegung von Synchronisationsmitteln und potentielle Deadlocks darstellen lassen. Mit diesen Informationen ist es den Entwicklern möglich die Probleme zu lokalisieren. Zusätzlich kann zum Beispiel das Entfernen eines potentiellen Deadlocks überprüft werden, in dem ein zweiter Testlauf durchgeführt und erneut auf potentielle Deadlocks untersucht wird.
Bei der Betrachtung der Synchronisationsmittel in PEARL wurden in dieser Arbeit nur SEMA-Variablen einbezogen. Die erstellten Hilfsmittel für Entwickler sind demnach limitiert und können zum Beispiel keine Deadlocks erkennen, in denen BOLT-Variablen involviert sind. Die erzielten Ergebnisse liefern eine gute Grundlage, um die Unterstützung für BOLT-Variablen hinzuzufügen.
Die Integration der Trace-Funktionalität in die OpenPEARL-Laufzeitumgebung ist derzeit kein Bestandteil des OpenPEARL-Projekts. Um dies zu erreichen müssen noch Anpassungen gemacht werden. Die Robustheit der Funktionalität muss überprüft und sichergestellt werden, damit Anwendungen zur Laufzeit kein ungewolltes Verhalten aufweisen.

## 6.1 Ausblick

Bei der Implementierung der Analyse-Anwendungen wurde darauf geachtet, dass die Ausführung der PEARL-Anwendung so wenig wie möglich beeinflusst wird.

Deswegen werden die Informationen für die Analysen zwar zur Laufzeit erstellt, die Analysen selbst werden aber nachfolgend in externen Prozessen durchgeführt. Die Lockereignisse werden von den Analysen in einer chronologischen Reihenfolge benötigt. Diese Reihenfolge wird von der Implementierung garantiert. Dadurch ist es möglich die Analysen auch direkt zur Laufzeit auszuführen, zum Beispiel genau dann wenn ein neues Lockereignis auftritt.
Der Vorteil einer Analyse direkt zur Laufzeit liegt darin, dass Entwickler die Informationen direkt dargestellt bekommen und schneller Fehler erkennen und darauf reagieren können. Ein möglicher Nachteil kann der deutlich erhöhte Bedarf an Prozessorleistung und Hauptspeicher sein. Das Sammeln der Informationen beeinflusst die Laufzeit nur geringfügig und führt nur zu einer moderaten Erhöhung der Speicherauslastung der Anwendung, wenn die Puffergröße entsprechend gewählt wurde. Würden die Analysen direkt zur Laufzeit durchgeführt werden, müssten immer alle Lockereignisse in den Hauptspeicher geladen werden. Zusätzlich werden während der Analysen weitere Datenstrukturen erzeugt, welche den Speicherbedarf weiter erhöhen würden. Die Speicherauslastung wäre damit garantiert höher als die Speicherauslastung der aktuellen Implementierung mit maximaler Puffergröße.
Das Erstellen und Puffern der Lockereignisse erhöht die Laufzeit nur marginal. Den größten Einfluss auf die Laufzeit hat das Schreiben der Lockereignisse in die Trace-Datei. Bei der Analyse zur Laufzeit könnte dieser Schritt entfallen, wodurch sich die Laufzeit verringern würde. Die Analysen durchlaufen immer alle Lockereignisse. Beim Durchführen der Analysen beim Auftreten eines Lockereignisses, würde sich die Laufzeit der Analyse jedes Mal erhöhen. Dadurch würde die Laufzeit der PEARL-Anwendung für jedes Auftreten eines Lockereignisses immer stärker beeinflusst werden. Bei Zielsystemen mit langsamen Speicher könnten die Analysen, bis zu einer gewissen Anzahl an Lockereignissen, die Laufzeit weniger stark beeinflussen als das Speichern der Trace-Datei.
Die in dieser Arbeit vorgestellten Analysen und deren Implementierungen können für die Analyse direkt zur Laufzeit verwendet werden. Die Ergebnisse dieser Arbeit können somit als Ausgangspunkt für die Weiterentwicklung verwendet werden.

# Literatur

[1] Saddek Bensalem und Klaus Havelund. „Dynamic deadlock analysis of multi-threaded programs“. In: *Haifa Verification Conference*. Springer. 2005, S. 208–223 (siehe S. 10, 11).

[2] Yan Cai und W. K. Chan. „Magiclock: Scalable Detection of Potential Deadlocks in Large-Scale Multithreaded Programs“. In: *IEEE Transactions on Software Engineering (TSE)* (2014) (siehe S. V, 16–18, 27–32).

[3] cameron314. *A fast multi-producer, multi-consumer lock-free concurrent queue for C++11*. 2020. URL: `https://github.com/cameron314/concurrentqueue` (besucht am 15. März 2020) (siehe S. 21).

[4] Edward G Coffman, Melanie Elphick und Arie Shoshani. „System deadlocks“. In: *ACM Computing Surveys (CSUR)* 3.2 (1971), S. 67–78 (siehe S. 10, 11).

[5] IEP Ingenieurbüro für Echtzeitprogrammierung GmbH. *Die Echtzeit Programmiersprache PEARL*. 2014. URL: `http://www.pearl90.de/pearlein.htm` (besucht am 12. Dez. 2019) (siehe S. 11).

[6] PEARL' GI-Fachgruppe 4.4.2 'Echtzeitprogrammierung. *PEARL 90 Sprachreport*. 1. Jan. 1995. URL: `https://www.real-time.de/misc/PEARL90-Sprachreport-V2.0-GI-1995-de.pdf` (besucht am 13. Nov. 2019) (siehe S. 11–13, 15).

[7] *Informationstechnik - Programmiersprache PEARL - PEARL 90*. Norm. Apr. 1998 (siehe S. 11).

[8] *Informationsverarbeitung - Programmiersprache PEARL - SafePEARL*. Norm. März 2018 (siehe S. 11).

[9] Rainer Müller. *Differences between PEARL90 and OpenPEARL*. 2020. URL: `https://sourceforge.net/p/openpearl/wiki/Differences%20between%20OpenPEARL%20and%20PEARL90/` (besucht am 7. Apr. 2020) (siehe S. 15).

[10] Robert HB Netzer und Barton P Miller. „What are race conditions? Some issues and formalizations“. In: *ACM Letters on Programming Languages and Systems (LOPLAS)* 1.1 (1992), S. 74–88 (siehe S. 9).

[11] Marcel Schaible u. a. *Structure of the OpenPEARL System*. 2020. URL: `https://sourceforge.net/p/openpearl/wiki/Home/#structure-of-the-openpearl-system` (besucht am 7. Apr. 2020) (siehe S. 15).

# A OpenPEARL

```
/*
 [The "BSD license"]
 Copyright (c) 2012-2013 Rainer Mueller
 All rights reserved.

 Redistribution and use in source and binary forms, with or without
 modification, are permitted provided that the following conditions
 are met:

 1. Redistributions of source code must retain the above copyright
    notice, this list of conditions and the following disclaimer.
 2. Redistributions in binary form must reproduce the above copyright
    notice, this list of conditions and the following disclaimer in the
    documentation and/or other materials provided with the distribution.
 3. The name of the author may not be used to endorse or promote products
    derived from this software without specific prior written permission.

 THIS SOFTWARE IS PROVIDED BY THE AUTHOR ``AS IS'' AND ANY EXPRESS OR
 IMPLIED WARRANTIES, INCLUDING, BUT NOT LIMITED TO, THE IMPLIED WARRANTIES
 OF MERCHANTABILITY AND FITNESS FOR A PARTICULAR PURPOSE ARE DISCLAIMED.
 IN NO EVENT SHALL THE AUTHOR BE LIABLE FOR ANY DIRECT, INDIRECT,
 INCIDENTAL, SPECIAL, EXEMPLARY, OR CONSEQUENTIAL DAMAGES (INCLUDING, BUT
 NOT LIMITED TO, PROCUREMENT OF SUBSTITUTE GOODS OR SERVICES; LOSS OF USE,
 DATA, OR PROFITS; OR BUSINESS INTERRUPTION) HOWEVER CAUSED AND ON ANY
 THEORY OF LIABILITY, WHETHER IN CONTRACT, STRICT LIABILITY, OR TORT
 (INCLUDING NEGLIGENCE OR OTHERWISE) ARISING IN ANY WAY OUT OF THE USE OF
 THIS SOFTWARE, EVEN IF ADVISED OF THE POSSIBILITY OF SUCH DAMAGE.
*/

/**
\file

\brief semaphore implementation for posix threads using simultaneous
locking pattern

*/

#define __STDC_LIMIT_MACROS   // enable UINT32_MAX-macro
// must be set before stdint.h
#include <stdint.h>
#include "TaskCommon.h"
#include "Semaphore.h"
#include "Log.h"
#include "lockTracer/LockTracer.h"
#include "lockTracer/LockTraceEntry.h"

namespace pearlrt {

   PriorityQueue Semaphore::waiters;

   Semaphore::Semaphore(uint32_t preset, const char * n) {
      value = preset;
      name = n;
      Log::debug("Sema %s created with preset %u", n, (int)preset);
   }

   const char * Semaphore::getName(void) {
      return name;
   }

   uint32_t Semaphore::getValue(void) {
      return value;
   }
```

```
void Semaphore::decrement(void) {
   value --;
}

void Semaphore::increment(void) {
   if (value == UINT32_MAX) {
      throw theSemaOverflowSignal;
   }

   value ++;
}

int Semaphore::check(BlockData::BlockReasons::BlockSema *bd) {
   int wouldBlock = 0;
   int i;

   for (i = 0; i < bd->nsemas; i++) {
      if (bd->semas[i]->getValue() == 0) {
         wouldBlock = 1;
      }

      Log::debug("   check::sema: %s is %d",
                 bd->semas[i]->getName(), (int)bd->semas[i]->getValue());
   }

   return wouldBlock;
}

void TraceLock(char* tName, const char* semaName) {
   LockTracer& lockTracer = LockTracer::GetInstance();
   if(lockTracer.IsEnabled() == false) {
      return;
   }

   LockTraceEntry entry = LockTraceEntry(std::chrono::high_resolution_clock::now(),
   ↪  LockTraceEntryType::Lock, tName, semaName);
   lockTracer.Add(entry);
}

void TraceUnlock(char* tName, const char* semaName) {
   LockTracer& lockTracer = LockTracer::GetInstance();
   if(lockTracer.IsEnabled() == false) {
      return;
   }

   LockTraceEntry entry = LockTraceEntry(std::chrono::high_resolution_clock::now(),
   ↪  LockTraceEntryType::Unlock, tName, semaName);
   lockTracer.Add(entry);
}

void Semaphore::request(TaskCommon* me,
                        int nbrOfSemas,
                        Semaphore** semas) {
   int i;
   int wouldBlock = 0;
   BlockData bd;

   bd.reason = REQUEST;
   bd.u.sema.nsemas = nbrOfSemas;
   bd.u.sema.semas = semas;

   TaskCommon::mutexLock();
   Log::info("request from task %s for %d semaphores", me->getName(),
             nbrOfSemas);

   wouldBlock = check(&(bd.u.sema));

   if (! wouldBlock) {
      for (i = 0; i < nbrOfSemas; i++) {
         semas[i]->decrement();
         if (semas[i]->getValue() == 0) {
            TraceLock(me->getName(), semas[i]->getName());
         }
      }
```

```
      // critival region end
      TaskCommon::mutexUnlock();
   } else {
      Log::info("   task: %s going to blocked", me->getName());
      waiters.insert(me);
      // critical region ends in block()
      me->block(&bd);
      me->scheduleCallback();
   }
}

void Semaphore::release(TaskCommon* me,
                        int nbrOfSemas,
                        Semaphore** semas) {
   BlockData bd;
   int i;
   int wouldBlock;

   // start critical region - end after doinf all possible releases
   TaskCommon::mutexLock();
   Log::debug("release from task %s for %d semaphores", me->getName(),
              nbrOfSemas);

   try {
      for (i = 0; i < nbrOfSemas; i++) {
         semas[i]->increment();
         if (semas[i]->getValue() == 1) {
            TraceUnlock(me->getName(), semas[i]->getName());
         }
         Log::debug("   sema: %s is now %u",
                    semas[i]->getName(), (int)semas[i]->getValue());
      }
   } catch (SemaOverflowSignal x) {
      Log::error("SemaOverflowSignal for %s",
                 semas[i]->getName());
      TaskCommon::mutexUnlock();
      throw;
   }

   TaskCommon * t = waiters.getHead();;

   while (t != 0) {
      t->getBlockingRequest(&bd);
      wouldBlock = check(&(bd.u.sema));

      if (!wouldBlock)  {
         for (i = 0; i < bd.u.sema.nsemas; i++) {
            bd.u.sema.semas[i]->decrement();
            if (bd.u.sema.semas[i]->getValue() == 0) {
               TraceLock(me->getName(), bd.u.sema.semas[i]->getName());
            }
         }

         waiters.remove(t);
         t->unblock();
         Log::info("   unblocking: %s", t->getName());
      } else {
         Log::debug("   task %s still blocked", t->getName());
      }

      t = waiters.getNext(t);
   }

   TaskCommon::mutexUnlock();
}

BitString<1> Semaphore::dotry(TaskCommon* me,  int nbrOfSemas, Semaphore** semas) {
   int i;
   int wouldBlock = 0;
   BlockData bd;
   BitString<1> result(1);  // true

   bd.reason = REQUEST;
   bd.u.sema.nsemas = nbrOfSemas;
   bd.u.sema.semas = semas;
```

```
      // start critical region
      TaskCommon::mutexLock();
      Log::debug("try from task %s for %d semaphores", me->getName(),
                 nbrOfSemas);
      wouldBlock = check(&(bd.u.sema));

      if (! wouldBlock) {
         for (i = 0; i < nbrOfSemas; i++) {
            semas[i]->decrement();
            if (semas[i]->getValue() == 0) {
               TraceLock(me->getName(), semas[i]->getName());
            }
         }
      }

      TaskCommon::mutexUnlock();

      if (wouldBlock) {
         result.x = 0;   // false
      }

      //return !wouldBlock;
      return result;
   }

   void Semaphore::removeFromWaitQueue(TaskCommon * t) {
      waiters.remove(t);
   }

   void Semaphore::addToWaitQueue(TaskCommon * t) {
      BlockData bd;
      int wouldBlock;

      t->getBlockingRequest(&bd);
      wouldBlock = check(&(bd.u.sema));

      if (!wouldBlock)  {
         for (int i = 0; i < bd.u.sema.nsemas; i++) {
            bd.u.sema.semas[i]->decrement();
            if (bd.u.sema.semas[i]->getValue() == 0) {
               TraceLock(t->getName(), bd.u.sema.semas[i]->getName());
            }

         }

         waiters.remove(t);
         t->unblock();
         Log::debug("   unblocking: %s", t->getName());
      }  else {
         waiters.insert(t);
      }

   }

   void Semaphore::updateWaitQueue(TaskCommon * t) {
      if (waiters.remove(t)) {
         waiters.insert(t);
      }
   }
}
```

Quellcode A.0.1: Angepasste Semaphore.cc Implementierung der OpenPEARL-Laufzeitumgebung

```
#/*
# [A "BSD license"]
# Copyright (c) 2012-2017 Rainer Mueller
# All rights reserved.
#
# Redistribution and use in source and binary forms, with or without
# modification, are permitted provided that the following conditions
# are met:
```

```
#
# 1. Redistributions of source code must retain the above copyright
#    notice, this list of conditions and the following disclaimer.
# 2. Redistributions in binary form must reproduce the above copyright
#    notice, this list of conditions and the following disclaimer in the
#    documentation aor other materials provided with the distribution.
# 3. The name of the author may not be used to endorse or promote products
#    derived from this software without specific prior written permission.
#
# THIS SOFTWARE IS PROVIDED BY THE AUTHOR ``AS IS'' AND ANY EXPRESS OR
# IMPLIED WARRANTIES, INCLUDING, BUT NOT LIMITED TO, THE IMPLIED WARRANTIES
# OF MERCHANTABILITY AND FITNESS FOR A PARTICULAR PURPOSE ARE DISCLAIMED.
# IN NO EVENT SHALL THE AUTHOR BE LIABLE FOR ANY DIRECT, INDIRECT,
# INCIDENTAL, SPECIAL, EXEMPLARY, OR CONSEQUENTIAL DAMAGES (INCLUDING, BUT
# NOT LIMITED TO, PROCUREMENT OF SUBSTITUTE GOODS OR SERVICES; LOSS OF USE,
# DATA, OR PROFITS; OR BUSINESS INTERRUPTION) HOWEVER CAUSED AND ON ANY
# THEORY OF LIABILITY, WHETHER IN CONTRACT, STRICT LIABILITY, OR TORT
# (INCLUDING NEGLIGENCE OR OTHERWISE) ARISING IN ANY WAY OUT OF THE USE OF
# THIS SOFTWARE, EVEN IF ADVISED OF THE POSSIBILITY OF SUCH DAMAGE.

# pearl runtime system portable components

# list of files which are independend of the target platform
#
# give the path name relative to this directory. The target specific
# makefile will add a prefix with the relatove path corresponding to
# the target specific makefile

CXX_COMMON = \
        Array.cc \
        Bolt.cc \
        LogFile.cc\
        Log.cc \
        Clock.cc  \
        Duration.cc  \
        PutDuration.cc GetDuration.cc \
        Signals.cc \
        ScheduleSignalAction.cc \
        Fixed63.cc \
        Fixed.cc \
        Prio.cc \
        CharSlice.cc \
        Character.cc RefChar.cc \
        compare.cc \
        Interrupt.cc \
        Source.cc \
        RefCharSink.cc RefCharSource.cc \
        SystemDationNBSource.cc SystemDationNBSink.cc \
        PutClock.cc GetClock.cc \
        GetBitString.cc \
        PutBitString.cc \
        GetHelper.cc PutHelper.cc \
        TaskWhenLinks.cc \
        TaskCommon.cc \
        TaskList.cc \
        TaskMonitor.cc \
        TaskTimerCommon.cc \
        MutexCommon.cc CSemaCommon.cc \
        Semaphore.cc PriorityQueue.cc \
        Rst.cc \
        SystemDation.cc \
        SystemDationNB.cc \
        DationRW.cc \
        IOFormats.cc \
        IOJob.cc \
        DationPG.cc \
        StringDationConvert.cc \
        DationTS.cc \
        UserDationNB.cc UserDation.cc \
        TFUBuffer.cc \
        DationDim.cc  DationDim1.cc \
        DationDim2.cc DationDim3.cc \
        FloatHelper.cc \
        SoftInt.cc \
        Control.cc \
```

```
        ConsoleCommon.cc \
        FullDuplexDationAbortNB.cc\
        SampleBasicDation.cc \
        lockTracer/LockTracer.cc lockTracer/LockTraceEntry.cc \
        lockTracer/LockTraceEntryFormatter.cc

#CONFIG_HAC_I2C must be set manually by the makefile of
# the platform, which is build now
ifeq ($(CONFIG_HAS_I2C),y)
   HDR_COMMON += I2CProvider.h
   CXX_COMMON += LM75.cc
   XML_COMMON += LM75.xml
   CXX_COMMON += ADS1015SE.cc
   XML_COMMON += ADS1015SE.xml
   CXX_COMMON += PCF8574Pool.cc PCF8574In.cc PCF8574Out.cc
   XML_COMMON += PCF8574In.xml PCF8574Out.xml
   CXX_COMMON += BME280.cc bosch/bme280.c
   XML_COMMON += BME280.xml
   CXX_COMMON += PCA9685.cc PCA9685Channel.cc
   XML_COMMON += PCA9685.xml PCA9685Channel.xml
endif

XML_COMMON += Log.xml LogFile.xml SampleBasicDation.xml SoftInt.xml

HDR_COMMON = $(CXX_COMMON:%.cc=%.h) \
        BitString.h \
        BitSlice.h \
        GetBitString.h \
        Sink.h RefCharSink.h \
        PutFixed.h GetFixed.h \
        Dation.h \
        Device.h UserDation.h \
        PutCharacter.h \
        Float.h \
        Ref.h


ifeq ($(CONFIG_CANSUPPORT),y)
   HDR_COMMON += Can2AMessage.h
endif
```

Quellcode A.0.2: Angepasste Files.common der OpenPEARL-Laufzeitumgebung

```
MODULE(test);

SYSTEM;
   stdout: StdOut;

PROBLEM;
    SPC stdout DATION OUT SYSTEM ALPHIC GLOBAL;
    DCL termout DATION OUT ALPHIC DIM(*,80) FORWARD STREAM CREATED(stdout);
    DCL l01 SEMA;
    DCL l02 SEMA;
    DCL l03 SEMA;
    DCL l04 SEMA;
    DCL l05 SEMA;
    DCL l06 SEMA;
    DCL l07 SEMA;
    DCL l08 SEMA;
    DCL l09 SEMA;
    DCL l10 SEMA;

T0: TASK PRIORITY 1 MAIN;
  RELEASE l01;
  RELEASE l02;
  RELEASE l03;
  RELEASE l04;
  RELEASE l05;
  RELEASE l06;
  RELEASE l07;
  RELEASE l08;
  RELEASE l09;
  RELEASE l10;
```

```
END;

T1: TASK PRIORITY 1 MAIN;
  FOR i TO 10000
  REPEAT
    REQUEST l01;
    RELEASE l01;
    REQUEST l02;
    RELEASE l02;
  END;
END;

T2: TASK PRIORITY 1 MAIN;
  FOR i TO 10000
  REPEAT
    REQUEST l02;
    RELEASE l02;
    REQUEST l03;
    RELEASE l03;
  END;
END;

T3: TASK PRIORITY 1 MAIN;
  FOR i TO 10000
  REPEAT
    REQUEST l03;
    RELEASE l03;
    REQUEST l04;
    RELEASE l04;
  END;
END;

T4: TASK PRIORITY 1 MAIN;
  FOR i TO 10000
  REPEAT
    REQUEST l04;
    RELEASE l04;
    REQUEST l05;
    RELEASE l05;
  END;
END;

T5: TASK PRIORITY 1 MAIN;
  FOR i TO 10000
  REPEAT
    REQUEST l05;
    RELEASE l05;
    REQUEST l06;
    RELEASE l06;
  END;
END;

T6: TASK PRIORITY 1 MAIN;
  FOR i TO 10000
  REPEAT
    REQUEST l06;
    RELEASE l06;
    REQUEST l07;
    RELEASE l07;
  END;
END;

T7: TASK PRIORITY 1 MAIN;
  FOR i TO 10000
  REPEAT
    REQUEST l07;
    RELEASE l07;
    REQUEST l08;
    RELEASE l08;
  END;
END;

T8: TASK PRIORITY 1 MAIN;
  FOR i TO 10000
  REPEAT
```

```
    REQUEST l08;
    RELEASE l08;
    REQUEST l09;
    RELEASE l09;
  END;
END;

T9: TASK PRIORITY 1 MAIN;
  FOR i TO 10000
  REPEAT
    REQUEST l09;
    RELEASE l09;
    REQUEST l10;
    RELEASE l10;
  END;
END;

T10: TASK PRIORITY 1 MAIN;
  FOR i TO 10000
  REPEAT
    REQUEST l10;
    RELEASE l10;
    REQUEST l01;
    RELEASE l01;
  END;
END;

MODEND;
```

Quellcode A.0.3: OpenPEARL Testanwendung für Performanztests

# B C++

```
#pragma once

#include <chrono>
#include <string>
#include "LockTraceEntryType.h"

namespace pearlrt {
    class LockTraceEntry
    {
        private:
            std::chrono::time_point<std::chrono::high_resolution_clock> dateTime;
            LockTraceEntryType entryType;
            std::string threadName;
            std::string objectName;
        public:
            std::chrono::time_point<std::chrono::high_resolution_clock> get_DateTime();
            LockTraceEntryType get_EntryType();
            std::string get_ThreadName();
            std::string get_ObjectName();
            LockTraceEntry();
            LockTraceEntry(std::chrono::time_point<std::chrono::high_resolution_clock>
            ↪  dt, LockTraceEntryType et, std::string tn, std::string on);
    };
}
```

Quellcode B.0.1: Header-Datei der Repräsentation eines Logeintrags

```
#include "LockTraceEntry.h"

namespace pearlrt {

    LockTraceEntry::LockTraceEntry() {
    }

    LockTraceEntry::LockTraceEntry(std::chrono::time_point<std::chrono::high_resolutio
    ↪  n_clock> dt, LockTraceEntryType et, std::string tn, std::string
    ↪  on){
        dateTime = dt;
        entryType = et;
        threadName = tn;
        objectName = on;
    }

    std::chrono::time_point<std::chrono::high_resolution_clock>
    ↪  LockTraceEntry::get_DateTime() {
        return dateTime;
    }

    LockTraceEntryType LockTraceEntry::get_EntryType() {
        return entryType;
    }

    std::string LockTraceEntry::get_ThreadName() {
        return threadName;
    }

    std::string LockTraceEntry::get_ObjectName() {
        return objectName;
    }
}
```

Quellcode B.0.2: Implementierung der Repräsentation eines Logeintrags

```
#pragma once

#include <string>
#include "LockTraceEntry.h"

namespace pearlrt {
    class LockTraceEntryFormatter {
        private:
            const std::string endMarker = "\r\n";
            const std::string emptyReturnValue = "";
            std::string createDateTimeEntry(std::chrono::time_point<std::chrono::high_
            ↪  resolution_clock>
            ↪  timePoint);
            LockTraceEntryFormatter();
        public:
            static LockTraceEntryFormatter& GetInstance();
            std::string FormatLockTraceEntry(LockTraceEntry& logTraceEntry);
            LockTraceEntryFormatter(const LockTraceEntryFormatter&) = delete;
            LockTraceEntryFormatter(LockTraceEntryFormatter&&) = delete;
            LockTraceEntryFormatter& operator=(const LockTraceEntryFormatter&) = delet
e;
            LockTraceEntryFormatter& operator=(LockTraceEntryFormatter&&) = delete;
    };
}
```

Quellcode B.0.3: Header-Datei des Formatieres für Logeinträge

```
#include "LockTraceEntryFormatter.h"

namespace pearlrt {

    using namespace std::chrono;
    using namespace std;

    LockTraceEntryFormatter::LockTraceEntryFormatter() {
    }

    std::string LockTraceEntryFormatter::FormatLockTraceEntry(LockTraceEntry&
    ↪  logTraceEntry) {

        std::string prefix = "";
        switch (logTraceEntry.get_EntryType())
        {
            case LockTraceEntryType::Lock:
                prefix = "l";
                break;
            case LockTraceEntryType::Unlock:
                prefix = "u";
                break;
            default:
                return emptyReturnValue;
        }

        return
        ↪  LockTraceEntryFormatter::createDateTimeEntry(logTraceEntry.get_DateTime())
        + prefix + "(" + logTraceEntry.get_ThreadName() + "," +
        ↪  logTraceEntry.get_ObjectName() + ")"
        + endMarker;
    }

    std::string LockTraceEntryFormatter::createDateTimeEntry(std::chrono::time_point<s
    ↪  td::chrono::high_resolution_clock> timePoint)
    ↪  {
        return std::to_string(std::chrono::time_point_cast<std::chrono::microseconds>(
        ↪  timePoint).time_since_epoch().count()) +
        ↪  ":";
    }

    LockTraceEntryFormatter& LockTraceEntryFormatter::GetInstance()
    {
        static LockTraceEntryFormatter instance;
```

```
            return instance;
        }
    }
```

Quellcode B.0.4: Implementierung des Formatieres für Logeinträge

```
#pragma once

namespace pearlrt {
    enum class LockTraceEntryType {
        Lock,
        Unlock
    };
}
```

Quellcode B.0.5: Header-Datei der Enumeration für den Typ eines Logeintrags

```
#pragma once

#include <mutex>
#include "LockTraceEntry.h"
#include "LockTraceEntryFormatter.h"
#include "concurrentqueue.h"

namespace pearlrt {
    class LockTracer {
        private:
            const char* NameOfEnvironmentVariableEnabled =
            ↪  "OpenPEARL_LockTracer_Enabled";
            const char* NameOfEnvironmentVariablePath = "OpenPEARL_LockTracer_Path";
            const char* NameOfEnvironmentVariableNumberOfMaxEntries =
            ↪  "OpenPEARL_LockTracer_MaxEntries";
            const unsigned short DefaultNumberOfMaxEntries = 20;
            bool isEnabled;
            unsigned int numberOfMaxEntries = 20;
            std::string filePath;
            moodycamel::ConcurrentQueue<LockTraceEntry> queue;
            std::mutex flushMutex;

            LockTracer();
            bool directoryExists(const char *fileName);
            void setNumberOfMaxEntries();
            void flushIfNeeded();
            void flush();
        public:
            static LockTracer& GetInstance();
            void Add(LockTraceEntry& entry);
            bool IsEnabled();
            LockTracer(const LockTracer&) = delete;
            LockTracer(LockTracer&&) = delete;
            LockTracer& operator=(const LockTracer&) = delete;
            LockTracer& operator=(LockTracer&&) = delete;
            ~LockTracer();
    };
}
```

Quellcode B.0.6: Header-Datei des Log-Tracers

```
#include <iostream>
#include <fstream>
#include <ctime>
#include <sstream>
#include <string.h>
#include <iomanip>
#include "LockTracer.h"

namespace pearlrt {

    LockTracer::LockTracer() {
```

```
    isEnabled = false;

    char* envVar = std::getenv(NameOfEnvironmentVariableEnabled);
    if(envVar != NULL && strcmp(envVar, "true") == 0) {
        envVar = std::getenv(NameOfEnvironmentVariablePath);
        if(envVar != NULL && directoryExists(envVar)) {
            std::time_t t = std::time(nullptr);
            std::tm tm = *std::localtime(&t);

            std::ostringstream oss;
            oss << std::put_time(&tm, "%Y-%m-%d_%H-%M.log");
            std::string str = oss.str();

            filePath = std::string(envVar) + str;

            setNumberOfMaxEntries();
            isEnabled = true;
        }
    }
}

LockTracer& LockTracer::GetInstance()
{
    static LockTracer instance;
    return instance;
}

void LockTracer::Add(LockTraceEntry& entry) {
    if(isEnabled == false) {
        return;
    }

    queue.enqueue(entry);
    LockTracer::flushIfNeeded();
}

bool LockTracer::IsEnabled() {
    return isEnabled;
}

LockTracer::~LockTracer() {
    if(isEnabled == false) {
        return;
    }

    LockTracer::flush();
}

bool LockTracer::directoryExists(const char *fileName)
{
    std::ifstream infile(fileName);
    return infile.good();
}

void LockTracer::setNumberOfMaxEntries() {
    char* envVar = std::getenv(NameOfEnvironmentVariableNumberOfMaxEntries);
    if(envVar != NULL) {
        try
        {
            numberOfMaxEntries = std::stoi(envVar);
        }
        catch(const std::exception& e)
        {
            numberOfMaxEntries = DefaultNumberOfMaxEntries;
        }
    }
    else {
        numberOfMaxEntries = DefaultNumberOfMaxEntries;
    }
}

void LockTracer::flushIfNeeded() {
    if(queue.size_approx() >= numberOfMaxEntries) {
        LockTracer::flush();
    }
```

```
    }

    void LockTracer::flush() {
        std::lock_guard<std::mutex> lock(flushMutex);
        try
        {
            std::ofstream fileStream;
            fileStream.open(filePath, std::ios_base::out | std::ios_base::app);
            for (uint i = 0; i < numberOfMaxEntries; i++)
            {
                LockTraceEntry entry;
                if(queue.try_dequeue(entry)) {
                    fileStream << LockTraceEntryFormatter::GetInstance().FormatLockTra
                    ↪  ceEntry(entry);
                }
            }
            fileStream.close();
        }
        catch(const std::exception& e)
        {
        }
    }
}
```

Quellcode B.0.7: Implementierung des Log-Tracers

# C Python

```
class LockActionType:
    LOCK = 1
    UNLOCK = 2

class LockAction(object):
    def __init__(self, timeStamp, threadName, lockObjectName, actionType):
        self.timeStamp = timeStamp
        self.threadName = threadName
        self.lockObjectName = lockObjectName
        self.actionType = actionType

def lockAction_sort(lockAction):
    return lockAction.timeStamp

def read_Trace_File_Lines(traceFilename):
    file = open(traceFilename, 'r')
    lines = file.readlines()

    lockActions = []
    for line in lines:
        lineValues = line.strip().split(':')
        threadAndObjectName = lineValues[1][2:-1].split(',')
        if lineValues[1][0] == "l":
            lockActions.append(LockAction(lineValues[0], threadAndObjectName[0],
            ↪  threadAndObjectName[1], LockActionType.LOCK))
        elif lineValues[1][0] == "u":
            lockActions.append(LockAction(lineValues[0], threadAndObjectName[0],
            ↪  threadAndObjectName[1], LockActionType.UNLOCK))

    lockActions.sort(key=lockAction_sort)
    return lockActions
```

Quellcode C.0.1: traceFileReader.py: Implementierung des Trace File Readers

```
import sys
import matplotlib.pyplot as plt
import matplotlib.patches as mpatches
import ntpath

import traceFileReader

def get_Color(value):
    switcher = {
        traceFileReader.LockActionType.LOCK: "red",
        traceFileReader.LockActionType.UNLOCK: "green"
    }
    return switcher.get(value, "")

def create_Graph(lockActions, title):
    threads  = set([])
    times = set([])
    x = []
    y = []
    c = []
    texts = []

    for lockAction in lockActions:
        threads.add(lockAction.threadName)
        times.add(lockAction.timeStamp)

    threads  = sorted(list(threads))
    times  = sorted(list(times))
```

```
    for lockAction in lockActions:
        xValue = int(lockAction.timeStamp) - int(times[0])
        offset = 0
        if xValue in x:
            offset = 0.2 * x.count(xValue)
        x.append(xValue)
        y.append(threads.index(lockAction.threadName) + offset)
        c.append(get_Color(lockAction.actionType))
        texts.append(lockAction.lockObjectName)

    plt.figure(figsize=(20, len(threads) + 2))
    plt.title(title)
    plt.scatter(x, y, c=c, alpha=0.85, s=100)
    for i, txt in enumerate(texts):
        plt.annotate(txt, (x[i], y[i] + 0.1))
    plt.xlabel("Time in µs")

    red_patch = mpatches.Patch(color='red', label='Lock event')
    green_patch = mpatches.Patch(color='green', label='Unlock event')
    plt.legend(handles=[red_patch, green_patch], loc="upper left")

    ax = plt.subplot(111)

    # Styling
    ax.spines["top"].set_visible(False)
    ax.spines["bottom"].set_visible(False)
    ax.spines["right"].set_visible(False)
    ax.spines["left"].set_visible(False)

    ax.get_xaxis().tick_bottom()
    ax.get_yaxis().tick_left()
    # Styling End

    plt.ylim((-1,len(threads)))
    plt.xlim((-1, int(times[len(times) - 1]) - int(times[0]) + 1))

    plt.yticks(range(len(threads)), threads, fontsize=14)
    plt.xticks(fontsize=14)

    return plt

traceFilename = sys.argv[1]
lockActions = traceFileReader.read_Trace_File_Lines(traceFilename)
plt = create_Graph(lockActions, "Trace for " + ntpath.basename(traceFilename))
plt.show()
```

Quellcode C.0.2: generateTimeline.py: Skript zur chronologischen Darstellung der Lock-Ereignisse

```
from collections import defaultdict

class InitClassification(object):
    def __init__(self):
        self.indegree = {}
        self.outdegree = {}
        self.mode = {}
        self.edgesFromTo = defaultdict(lambda: defaultdict(int))

    def print(self):
        print("\nInit Classification:")
        print("Indegrees:")
        print(self.indegree)
        print("Oudegrees:")
        print(self.outdegree)
        print("Modes:")
        print(self.mode)
        print("edgesFromTo:")
        for (f, t) in self.edgesFromTo.items():
            print(f, end=": ")
            for x in t:
                print(x, end=",")
            print("")
```

```
class LockClassification(object):
    def __init__(self):
        self.independentSet = []
        self.intermediateSet = []
        self.innerSet = []
        self.cyclicSet = []

    def print(self):
        print("\nLock Classification:")
        print("IndependentSet:")
        print(self.independentSet)
        print("IntermediateSet:")
        print(self.intermediateSet)
        print("InnerSet:")
        print(self.innerSet)
        print("CyclicSet:")
        print(self.cyclicSet)


class LockDependency(object):
    def __init__(self, threadName, lockObjectName, currentlyOwnedLockObjectNames):
        self.threadName = threadName
        self.lockObjectName = lockObjectName
        self.currentlyOwnedLockObjectNames = currentlyOwnedLockObjectNames

    def clone(self):
        lst = []
        for x in self.currentlyOwnedLockObjectNames:
            lst.append(x)
        return LockDependency(self.threadName, self.lockObjectName, lst)

    def print(self):
        print("(", end="")
        print(str(self.threadName) + "," + str(self.lockObjectName) + ",{", end="")
        for x in self.currentlyOwnedLockObjectNames:
            print(str(x), end="")
            if x != self.currentlyOwnedLockObjectNames[-1]:
                print(",", end="")
        print("})", end="")


class LockDependencyRelation(object):
    def __init__(self):
        self.locks = set()
        self.threads = []
        self.lockDependencies = []

    def add(self, lockDependency):
        self.lockDependencies.append(lockDependency)
        self.locks.add(lockDependency.lockObjectName)
        if lockDependency.threadName not in self.threads:
            self.threads.append(lockDependency.threadName)

    def print(self):
        print("\nLockDependencyRelation:")
        for d in self.lockDependencies:
            d.print()
            if d != self.lockDependencies[-1]:
                print(", ", end="")
        print("\nLocks:")
        print(self.locks)
```

Quellcode C.0.3: magiclockLib/magicLockTypes.py: Sammlung von Klassen, die von der Magiclock-Implementierung verwendet werden

```
import magiclockLib.magiclockTypes as magiclockTypes

def mode(m, D):
    thread = None
    for d in D.lockDependencies:
        if d.lockObjectName != m:
```

```
            continue
        if thread == None:
            thread = d.threadName
        elif d.threadName == thread:
            continue
        else:
            return None
    return thread


def init_Classification(D):
    initClassification = magiclockTypes.InitClassification()
    for m in D.locks:
        initClassification.indegree[m] = 0
        initClassification.outdegree[m] = 0
        initClassification.mode[m] = 0
    for d in D.lockDependencies:
        if mode(d.lockObjectName, D) != d.threadName:
            initClassification.mode[d.lockObjectName] = -1
        else:
            initClassification.mode[d.lockObjectName] = d.threadName
        for n in d.currentlyOwnedLockObjectNames:
            initClassification.indegree[d.lockObjectName] += 1
            initClassification.outdegree[n] += 1
            initClassification.edgesFromTo[n][d.lockObjectName] += 1
    return initClassification


def lock_Classification(D, initClassification):
    lockClassification = magiclockTypes.LockClassification()
    s = []
    for m in D.locks:
        if initClassification.indegree[m] == 0 and initClassification.outdegree[m] ==
        ↪  0:
            lockClassification.independentSet.append(m)
        else:
            if initClassification.indegree[m] == 0 or initClassification.outdegree[m]
            ↪  == 0:
                lockClassification.intermediateSet.append(m)
                s.append(m)

    while s:
        m = s.pop()
        if initClassification.indegree[m] == 0:
            for n in D.locks:
                if n == m:
                    continue
                if initClassification.indegree[n] != 0:
                    initClassification.indegree[n] -=
                    ↪  initClassification.edgesFromTo[m][n]
                    if initClassification.indegree[n] == 0:
                        s.append(n)
                        lockClassification.innerSet.append(n)
                initClassification.outdegree[m] -= initClassification.edgesFromTo[m][n]
                initClassification.edgesFromTo[m][n] = 0
        if initClassification.outdegree[m] == 0:
            for n in D.locks:
                if n == m:
                    continue
                if initClassification.outdegree[n] != 0:
                    initClassification.outdegree[n] -=
                    ↪  initClassification.edgesFromTo[n][m]
                    if initClassification.outdegree[n] == 0:
                        s.append(n)
                        lockClassification.innerSet.append(n)
                initClassification.indegree[m] -= initClassification.edgesFromTo[n][m]
                initClassification.edgesFromTo[n][m] = 0

    for m in D.locks:
        if (m not in lockClassification.independentSet and
            m not in lockClassification.intermediateSet and
                m not in lockClassification.innerSet):
            lockClassification.cyclicSet.append(m)

    return lockClassification
```

```
def get_LockDependencyRelation_For(D, cyclicSet):
    lockDependencyRelation = magiclockTypes.LockDependencyRelation()

    for d in D.lockDependencies:
        if d.lockObjectName in cyclicSet:
            lockDependencyRelation.add(d)

    return lockDependencyRelation


def lock_Reduction(D, initClassification):
    lockClassification = lock_Classification(D, initClassification)
    lockClassification.print()
    for m in lockClassification.cyclicSet[:]:
        if initClassification.mode[m] != -1:
            lockClassification.cyclicSet.remove(m)
            for n in lockClassification.cyclicSet:
                if initClassification.edgesFromTo[m][n] != 0:
                    initClassification.indegree[n] -=
                    ↪  initClassification.edgesFromTo[m][n]
                    initClassification.edgesFromTo[m][n] = 0
            for n in lockClassification.cyclicSet:
                if initClassification.edgesFromTo[n][m] != 0:
                    initClassification.outdegree[n] -=
                    ↪  initClassification.edgesFromTo[n][m]
                    initClassification.edgesFromTo[n][m] = 0

    projectedD = get_LockDependencyRelation_For(D, lockClassification.cyclicSet)
    if projectedD.lockDependencies != D.lockDependencies:
        return lock_Reduction(projectedD, initClassification)

    return lockClassification, projectedD
```

Quellcode C.0.4: magiclockLib/lockReduction.py: Implementierung des Magiclock-Algorithmus zur Reduzierung von Locks

```
def visit_Edges_From(cyclicSet, edgesFromTo, visited, m, dc):
    if visited[m] == False:
        if m not in dc:
            dc.append(m)
        visited[m] = True
        for n in cyclicSet:
            if edgesFromTo[m][n] != 0:
                visit_Edges_From(cyclicSet, edgesFromTo, visited, n, dc)


def disjoint_Components_Finder(cyclicSet, edgesFromTo):
    dcs = set()
    dc = []
    visited = {}

    for m in cyclicSet:
        visited[m] = False

    for m in cyclicSet:
        if visited[m] == False:
            visit_Edges_From(cyclicSet, edgesFromTo, visited, m, dc)
            dcs.add(tuple(dc))
            dc = []

    return dcs


def is_Lock_Dependency_Chain(d):
    if len(d) <= 1:
        return False

    for i in range(len(d) - 1):
        if d[i].lockObjectName not in d[i + 1].currentlyOwnedLockObjectNames:
            return False
        for j in range(len(d)):
```

```
            if d[i].threadName == d[j].threadName:
                continue
            if list(set(d[i].currentlyOwnedLockObjectNames) &
            ↪  set(d[j].currentlyOwnedLockObjectNames)):
                return False

    return True


def lock_Dependency_Chain_Is_Cyclic_Lock_Dependency_Chain(d):
    if d[-1].lockObjectName in d[0].currentlyOwnedLockObjectNames:
        return True
    return False


def reportCycle(potentialDeadlocks, o, size, equCycle, Group):
    if size == len(o):
        potentialDeadlocks.append(equCycle.copy())
    else:
        for d in Group[o[size]]:
            equCycle.append(d)
            reportCycle(potentialDeadlocks, o, size + 1, equCycle, Group)
            equCycle.remove(d)


def DFS_Traverse(potentialDeadlocks, i, s, d, k, isTraversed, Di, Group):
    s.append(d)
    for j in k[k.index(i) + 1:]:
        if isTraversed[j] == True:
            continue
        for di in Di[j]:
            o = s.copy()
            o.append(di)
            if is_Lock_Dependency_Chain(o):
                if lock_Dependency_Chain_Is_Cyclic_Lock_Dependency_Chain(o):
                    equCycle = []
                    reportCycle(potentialDeadlocks, o, 0, equCycle, Group)
                else:
                    isTraversed[j] = True
                    DFS_Traverse(potentialDeadlocks, i, s, di, k, isTraversed, Di,
                    ↪  Group)
                    isTraversed[j] = False


def find_Equal_Dependency_Group(Group, D, d):
    for di in D:
        if di == d:
            return Group[di]
    return []


def cycle_detection(potentialDeadlocks, dc, D):
    Group = {}
    isTraversed = {}
    Di = {}

    for t in D.threads:
        isTraversed[t] = False
        Di[t] = []

    for d in D.lockDependencies:
        if d.lockObjectName in dc and d.currentlyOwnedLockObjectNames:
            g = find_Equal_Dependency_Group(Group, Di[d.threadName], d)
            if g:
                g.add(d)
            else:
                Di[d.threadName].append(d)
                Group[d] = []
                Group[d].append(d)

    s = []
    for t in D.threads:
        for d in Di[t]:
            isTraversed[t] = True
```

```
            DFS_Traverse(potentialDeadlocks, t, s, d, D.threads, isTraversed, Di,
            ↪  Group)
```

Quellcode C.0.5: magiclockLib/cycleDetection.py: Implementierung des Magiclock-Algorithmus zur Zyklenerkennung

```
import traceFileReader

import magiclockLib.magiclockTypes as magiclockTypes
import magiclockLib.lockReduction as lockReduction
import magiclockLib.cycleDetection as cycleDetection

def get_OwnedLockObjects(threadName, ownedLockObjectsByThread):
    if threadName not in ownedLockObjectsByThread:
        ownedLockObjectsByThread[threadName] = []
    return ownedLockObjectsByThread[threadName]


def remove_From_List(x, lst):
    if x in lst:
        lst.remove(x)


def create_LockDependencyRelation(lockActions):
    lockDependencyRelation = magiclockTypes.LockDependencyRelation()
    ownedLockObjectsByThread = {}
    for lockAction in lockActions:
        ownedLockObjects = get_OwnedLockObjects(lockAction.threadName,
        ↪  ownedLockObjectsByThread)
        if lockAction.actionType == traceFileReader.LockActionType.LOCK:
            lockDependencyRelation.add(magiclockTypes.LockDependency(lockAction.thread
            ↪  Name, lockAction.lockObjectName,
            ↪  ownedLockObjects.copy()))
            ownedLockObjects.append(lockAction.lockObjectName)
        elif lockAction.actionType == traceFileReader.LockActionType.UNLOCK:
            remove_From_List(lockAction.lockObjectName, ownedLockObjects)
    return lockDependencyRelation


def find_potential_Deadlocks(traceFilename):
    lockActions = traceFileReader.read_Trace_File_Lines(traceFilename)

    lockDependencyRelation = create_LockDependencyRelation(lockActions)
    lockDependencyRelation.print()

    initClassification = lockReduction.init_Classification(lockDependencyRelation)
    initClassification.print()

    lockClassification, lockDependencyRelation =
    ↪  lockReduction.lock_Reduction(lockDependencyRelation, initClassification)
    print("\nLock reduction Result:")
    print("Cyclic-set:")
    print(lockClassification.cyclicSet)
    lockDependencyRelation.print()

    disjointComponents =
    ↪  cycleDetection.disjoint_Components_Finder(lockClassification.cyclicSet,
    ↪  initClassification.edgesFromTo)
    print("\nDisjoint Components:")
    print(disjointComponents)

    potentialDeadlocks = []
    for dc in disjointComponents:
        cycleDetection.cycle_detection(potentialDeadlocks, dc, lockDependencyRelation)

    print("\nPotential Deadlocks:")
    for potentialDeadlock in potentialDeadlocks:
        for d in potentialDeadlock:
            d.print()
            print(end=" ")
        print()

    return potentialDeadlocks
```

Quellcode C.0.6: magiclockLib/magiclock.py: Implementierung des Magiclock-Algorithmus

```
import sys
import networkx as nx
import matplotlib.pyplot as plt
import ntpath

import magiclock_main as magiclock

traceFilename = sys.argv[1]
deadlockGraph = magiclock.get_potential_Deadlock_Nodes(traceFilename)

DG = nx.DiGraph()
for e in deadlockGraph.edges:
    DG.add_edge(e.fromNode, e.toNode, label=e.text)

plt.subplot(121)
plt.title("Potential Deadlocks found in: " + ntpath.basename(traceFilename))

pos = nx.spring_layout(DG)
nx.draw(DG, pos, with_labels=True, font_weight='bold', connectionstyle='arc3, rad =
↪  0.1', node_size=1000)

edge_labels = nx.get_edge_attributes(DG,'label')
nx.draw_networkx_edge_labels(DG, pos, edge_labels, label_pos=0.3)

plt.show()
```

Quellcode C.0.7: generateDeadlockGraph.py: Skript zur Erkennung und Darstellung von potentiellen Deadlocks

```
import sys
import time
import subprocess

times = 0
for x in range(1, 4):
    timeStarted = time.time()
    process = subprocess.check_call(['prl', '-r', sys.argv[1]])
    timeEnd = time.time()

    times += timeEnd - timeStarted
print("Finished process in " + str(times / 3) + " seconds.")
```

Quellcode C.0.8: benchmark_cpu.py: Skript zur Messung der CPU-Laufzeit einer OpenPEARL-Anwendung

```
import sys
import psutil
import time
import subprocess
import os

maxMemoryUsed = 0
for x in range(1, 4):
    process = subprocess.Popen(['prl', '-r', sys.argv[1]])

    maxMemory = 0
    while process.poll() == None:
        parent = psutil.Process(os.getpid())
        memory = parent.memory_info().rss / 1024 / 1024

        for child in parent.children(recursive=True):
            memory += child.memory_info().rss / 1024 / 1024

        if memory > maxMemory:
```

```
                maxMemory = memory
            time.sleep(.01)

        process.wait()
        maxMemoryUsed += maxMemory
    print("Process used " + str(maxMemoryUsed / 3) + " MB.")
```

Quellcode C.0.9: benchmark_memory.py: Skript zur Messung der Speicherauslastung einer OpenPEARL-Anwendung