

Bachelorprojekt

Dynamic Deadlock Detection in Go

Erik Daniel Kassubek

Datum

Albert-Ludwigs-Universität Freiburg im Breisgau
Technische Fakultät
Institut für Informatik

Betreuer

Prof. Dr. Thiemann, Albert-Ludwigs-Universität Freiburg
Prof. Dr. Sulzmann, Hochschule Karlsruhe

Inhaltsverzeichnis

1	Einführung	3
2	Theoretischer Hintergrund	4
2.1	Lock/Mutex	4
2.2	Deadlocks	4
2.3	Deadlocks-Detection	5
2.3.1	Lock-Graphen	5
2.3.2	Lock-Bäume	6
3	Review bestehender Tools	8
3.1	go-deadlock	8
3.1.1	Rekursives Locking	8
3.1.2	Zyklisches Locking	8
3.1.3	Timeout	10
3.1.4	False Negatives / Positives	10
3.2	Go Runtime Deadlock Detection	11
4	Implementierung des Deadlock-Detektors „Deadlock-Go “	12
4.1	Aufbau der Datenstrukturen	13
4.1.1	(RW-)Mutex	13
4.1.2	Dependencies	14
4.1.3	Routine	14
4.2	(R)-Lock, (R)-TryLock, (R)-Unlock	15
4.2.1	(R)-Lock	15
4.2.2	(R)-TryLock	16
4.2.3	(R)-Unlock	16
4.3	Periodische Detektion	16
4.4	Abschließende Detektion	17
4.5	Meldung gefundener Deadlocks	17
4.5.1	Deadlocks	17
4.6	Optionen	19
5	Analyse von deadlock-go und Vergleich mit go-deadlock (sasha-s)	20
5.1	Erkennung von Deadlocks	20

1 Einführung

2 Theoretischer Hintergrund

2.1 Lock/Mutex

What is a Lock/Mutex, war is rw-lock

Im folgenden werden die Begriffe Lock und Mutex synonym verwendet.

2.2 Deadlocks

Ein Deadlock ist ein Zustand in einem nebenläufigen Programm, also einem Programm, in denen mehrere Routinen gleichzeitig ausgeführt werden, indem alle laufenden Routinen zyklisch auf die Freigabe von Ressourcen warten.

Im großen und ganzen lassen sich Deadlocks in zwei Gruppen einteilen: Ressourcen-Deadlocks und Kommunikations-Deadlocks [1]. Im folgenden sollen jedoch nur durch Locks erzeugte Ressourcen-Deadlocks betrachtet werden.

Locks gehören zu den am weitesten verbreiteten Mechanismen um kritische Bereiche in einem Programm zu schützen, um also sicher zu stellen, dass sich in einem nebenläufigen Programm immer nur maximal eine Routine in einem solchen kritischen Bereich aufhalten kann [1]. Möchte ein Routine R_1 nun in einen Bereich eintreten, der durch ein Lock, welches bereits von einem anderen Thread R_0 beansprucht wird, geschützt ist, muss sie so lange vor dem Lock warten, bis dieses von R_0 wieder frei gegeben wird.

Ein Deadlock kann nun entstehen, wenn all Treads vor einem solchen Lock warten müssen, wobei die Locks immer von einem anderen Tread gehalten werden. Im folgende bezeichnet $acq_i(l)$, dass das Lock l von der Routine R_i beansprucht und $rel_i(l)$, dass l von R_i wieder freigegeben wird. Man betrachte nun das folgende Beispiel [2] mit den Routinen R_1 und R_2 :

	R_1	R_2
1.	$acq_1(y)$	
2.	$acq_1(x)$	
3.	$rel_1(x)$	
4.	$rel_1(y)$	
5.		$acq_2(x)$
6.		$acq_2(y)$
7.		$rel_2(y)$
8.		$rel_2(x)$

Da R_1 und R_2 gleichzeitig ablaufen ist folgender Ablauf möglich:

	R_1	R_2
1.	$acq_1(y)$	
5.		$acq_2(x)$
2.	$B - acq_1(x)$	
6.		$B - acq_2(y)$

Dabei impliziert $B - acq_i(l)$, dass $acq_i(l)$ nicht ausgeführt werden konnte, bzw. dass die Routine R_i vor dem Lock halten muss, da das Lock bereits von einer anderen Routine beansprucht

wird. In diesem Beispiel wartet nun R_1 darauf, dass das Lock x geöffnet wird und R_2 wartet darauf, dass Lock y geöffnet wird. Da nun alle Routinen warten müssen, bis ein Lock freigegeben wird, allerdings keine der Routinen weiter laufen kann um ein Lock zu öffnen, kommt es zum Stillstand. Dieser Zustand wird als zyklischer Deadlock bezeichnet.

Eine andere Situation, bei der ein Deadlock entstehen kann tritt auf, wenn eine Routine das selbe Lock mehrfach beansprucht, ohne es zwischendurch wieder frei zu geben. Dies ist sogar möglich, wenn in dem Programm zu diesem Zeitpunkt nur eine Routine aktiv ist. Ein Beispiel dafür gibt folgendes Programm:

- $$R_1$$
1. $acq_1(x)$
 2. $acq_1(x)$
 3. rel_1x

Die Routine muss dabei vor der zweiten Beanspruchung warten, ohne dass es die Möglichkeit gibt, dass die Routine irgendwann weiter laufen wird. Solch ein Deadlock wird als doppeltes Locking bezeichnet.

2.3 Deadlocks-Detection

Deadlocks in Programmen sind Fehler, die oft den vollständige Abbruch eines Programmes zu Folge haben, wenn keine zusätzliche Logik zur Erkennung und Auflösung von Deadlocks implementiert ist. Aus diesem Grund möchte man bereits bei der Implementierung eines Programmes verhindern, dass ein solcher Deadlock auftreten kann. Unglücklicherweise kann es ohne zusätzliche Hilfsmittel schwierig sein, einen solchen Deadlock zu erkennen, da das Auftreten eines Deadlock von dem genauen zeitlichen Ablauf der verschiedenen Routinen abhängt.

Um dennoch Deadlocks erkennen zu können, können Lock-Graphen oder Lock-Bäume verwendet werden, die im folgenden betrachtet werden sollen.

2.3.1 Lock-Graphen

Ein Lock-Graph ist ein gerichteter Graph $G = (L, E)$. Dabei ist L die Menge aller Locks. $E \subseteq L \times L$ ist definiert als $(l_1, l_2) \in E$ genau dann wenn es eine Routine R gibt, auf welche $acq(l_2)$ ausgeführt wird, während sie bereits das Lock l_1 hält [3]. Mathematisch ausgedrückt gilt also

$$(l_1, l_2) \in E \Leftrightarrow \exists t_1, t_3 \nexists t_2 ((t_1 < t_2 < t_3) \wedge aqr(l_1)[t_1] \wedge rel(l_1)[t_2] \wedge aqr(l_2)[t_3])$$

wobei $aqr(l_1)[t_i]$ bedeutet, dass $aqr(l_1)$ zum Zeitpunkt t_i ausgeführt wird und equivalent für $rel(l_1)[t_i]$.

Ein Deadlock kann nun auftreten wenn es innerhalb dieses Graphen einen Kreis gibt. Um zu verhindern, dass ein False-Positive dadurch ausgelöst wird, dass alle Kanten in einem solchen Kreis aus der selben Routine kommen (wodurch kein Deadlock entstehen kann), können die Kanten noch zusätzlich mit einem Label versehen werden, welches die Routine identifiziert, durch welche die Kante in den Graphen eingefügt wurde. Bei dem Testen nach Zyklen muss nun beachtet werden, dass nicht alle Kanten in dem Kreis das selbe Label haben [3]. Es sei zusätzlich noch gesagt, dass ein Zyklus in einem Lockgraphen nicht immer auf ein potientiell Deadlock hinweist. Ein solcher Fall, bei dem die Detektion von Zyklen zu einer fälschlichen Detektion führt sind sogenannte Gate-Locks. Diese treten z.B. in folgender Situation auf:

	R_1	R_2
1.	$acq_1(z)$	
2.	$acq_1(y)$	
3.	$acq_1(x)$	
4.	$rel_1(x)$	
5.	$rel_1(y)$	
6.	$rel_1(z)$	
7.		$acq_2(z)$
8.		$acq_2(x)$
9.		$acq_2(y)$
10.		$rel_2(y)$
11.		$rel_2(x)$
12.		$rel_2(z)$

In diesem Fall bilden die Locks x und y in dem Lockgraphen einen Zyklus. Allerdings verhindert das Lock z , dass in diesem Fall ein tatsächliches Deadlock auftreten kann, da sich immer nur eine der beiden Routinen in dem Bereich mit den Locks x und y aufhalten kann.

2.3.2 Lock-Bäume

umschreiben, wie funktionier detektion Anders als bei Lock-Graphen, speichert bei Lock-Bäumen jede Routine seine eigenen Abhängigkeiten. Dies bedeutet, dass der Lock-Baum b der Routine R genau dann die Kante $x \rightarrow y$ besitzt, wenn in Routine R das Lock y beansprucht wird, während in das Lock x in R bereits gehalten wird.

Diese Bäume haben mehrere Vorteile gegenüber Lock-Graphen. Da jede Routine seine eigene Datenstruktur hat, wird verhindert, dass es durch gleichzeitigen Zugriff verschiedener Routinen auf die selbe Datenstruktur zu Problemen kommt. Zudem muss die Zugehörigkeit der Abhängigkeiten zu verschiedenen Routinen nicht explizit gespeichert werden. Ein weiterer Vorteil besteht darin, dass Gate-Locks bei Lock-Bäumen, anders als bei Lock-Graphen nicht zu False-Positives führen können.

an anderen text anpassen, hs usw. genauer erklären, dependencies erklären Ein Pfad mit n Elementen ist eine gültige Kette, wenn die folgenden Eigenschaften gelten:

$$\forall i, j \in \{1, \dots, n\} : \neg(i = j) \rightarrow \neg(dep_i = dep_j \vee dep_i.mu = dep_j.mu) \quad (2.3.2.a)$$

$$\forall i \in \{1, \dots, n\} : mu_i \in hs_{i+1} \quad (2.3.2.b)$$

$$\forall i \in \{1, \dots, n\} : read(mu_i) \rightarrow (\forall mu \in hs_{i+1} : (mu = mu_i) \rightarrow \neg read(mu)) \quad (2.3.2.c)$$

$$\forall i, j \in \{1, \dots, n\} : \neg(i = j) \rightarrow (\exists l1 \in hs_i \exists l2 \in hs_j ((l1 = l2) \rightarrow (read(l1) \wedge read(l2)))) \quad (2.3.2.d)$$

Dabei bezeichnet mu_i den Mutex und hs_i das holdingSet der i -ten Dependency in der Kette. $read(mu)$ bedeutet, dass das Locking von mu , welches in der Dependency abgebildet ist durch ein R-Lock zustande gekommen ist.

Formel 2.3.2.a stellt sicher, dass die selbe Dependency nicht mehr als ein mal in der Kette auftauchen kann. Formel 2.3.2.b besagt, dass die Dependencies tatsächlich eine Kette bilden müssen, dass also der Mutex einer Dependency immer in dem HoldingSet der nächsten Dependency in dem Pfad enthalten sein muss. Auch wenn dies wahr ist, ist dies dennoch keine gültige Kette, wenn sowohl der Mutex mu_i als auch der Mutex mu in hs_{i+1} , für die $mu = mu_i$ gilt beides Reader-Locks sind. Dass solche Pfade ausgeschlossen werden wird durch Formel 2.3.2.c sichergestellt. Die letzte Formel 2.3.2.d beschäftigt sich mit Gate-Locks. Sie besagt, dass wenn es einen Mutex gibt, der in den HoldingSets zweier verschiedener Dependencies in dem Pfad vor kommt, so müssen beide diese Mutexe Reader-Locks sein. Sind sie es nicht, handelt es sich um Gate-Locks, und der entsprechende Pfad kann somit nicht zu einem Deadlock führen. Wenn

diese vier Formeln erfüllt sind, handelt es sich um eine gültige Kette.

Ein potentiell Deadlock ergibt sich nun, wenn diese Kette einen Kreis bildet, wenn als

$$mu_n \in hs_1 \tag{4.3.e}$$

$$read(mu_n) \rightarrow (\forall mu \in hs_1 : (mu = mu_n) \rightarrow \neg read(mu)) \tag{4.3.f}$$

gilt.

3 Review bestehender Tools

3.1 go-deadlock

Im folgenden soll eine Software zur Erkennung von Deadlocks analysiert werden. Dazu wird die Software “sasha-s/go-deadlock“ [4], veröffentlicht auf Github, betrachtet.

Dieses verwendet Drop-In Replacements für die, in go standardmäßig implementierten, sync.Mutex Locks. Diese führen sowohl das eigentliche Locking aus und können, beim Durchlaufen des Programms Situationen erkennen, die zu einem Deadlock führen können. Dabei werden sowohl ein allgemeines Lock als auch Readers–writer-locks implementiert. Dies wirkt sich allerdings nur auf die Anwendung des eigentlichen Lockings aus, nicht aber auf die Detection von Deadlocks. Aus diesem Grund wird hierauf im folgenden nicht weiter eingegangen, und die Methoden für die Detection von Deadlocks bezieht sich sowohl auf die allgemeinen als auch die Readers–writer Locks.

Für die Erkennung werden drei verschiedene Fälle betrachtet:

- Rekursives Locking
- Zyklisches Locking
- Timeout

Diese sollen im folgenden genauer betrachtet werden.

3.1.1 Rekursives Locking

Um rekursives Locking zu erkennen speichert das Programm ein Dictionary *cur* mit allen momentan gehaltenen Locks. Die Werte zu den jeweiligen Keys speichern sowohl, von welcher Go-Routine das Lock momentan gehalten wird, als auch in welcher Datei und Zeile der Befehl, der das Locking dieses Locks zu Folge hatte, zu finden ist. Wird ein Lock wieder freigegeben, so wird der entsprechende Eintrag aus *cur* entfernt. Wird nun ein Lock neu beansprucht, überprüft das Programm, ob dieses Lock mit der Routine, die das Lock beanspruchen möchte bereits in *cur* auftaucht. Ist dies der Fall, dann nimmt das Programm an, dass es sich hierbei um ein mögliches Deadlock durch rekursives Locking handelt und führt entsprechende Schritte aus, um den Nutzer zu warnen. Wird ein Lock wieder frei gegeben, wird der entsprechende Eintrag aus *cur* entfernt.

3.1.2 Zyklisches Locking

Mit dieser Methode werden mögliche Deadlocks gefunden, die dadurch entstehen, dass alle Threads zyklisch auf die Freigabe eines Locks warten, welches von einem anderen Thread gehalten wird.

Der Detektor arbeitet dabei mit einem Lock-Graphen.

Für die Detektion verwendet das Programm zwei Dictionaries. Das erste ist *cur*, welches bereits in 3.1.1 betrachtet wurde.

Das andere Dictionary *order* definiert mit seinen Keys die Kanten des Lock-Graphen. Die Keys bestehen dabei aus einer Struktur *beforeAfter*, die Referenzen zu den beiden Locks speicherte, welche von der Kante im Graphen verbunden werden. Wird ein neues Lock *p* beansprucht, so wird für jedes Lock *b*, welches sich momentan in *cur* befindet ein neuer Eintrag *beforeAfter{b, p}* in *order* hinzugefügt. Die Werte, die für jeden Key in *order* gespeichert werden, entsprechen den Information, die auch in *cur* für die beiden Locks gespeichert wird. Allerdings wird auf die

Speicherung der ID der erzeugenden Go-Routine verzichtet, da sie nicht benötigt wird. Information aus *order* werden nur entfernt, wenn *order* eine festgelegte maximale Größe überschreitet. Die Überprüfung, ob ein Lock *p* zu einem Deadlock führen kann, finden bereits statt, bevor das Lock in *cur* und *order* eingetragen wird. Dazu wird für jedes Lock *b* in *cur* überprüft, ob *order* einen Key *beforeAfter*{*p*,*b*} besitzt, der Graph also die beiden Locks in umgekehrter Reihenfolge enthält. Existiert solch ein Key, und wurde *b* von einer anderen Routine als *p* in *cur* eingefügt, bedeutet dies einen Loop aus zwei Kanten im Lockgraphen und somit einen möglichen Deadlock.

Dies bedeutet aber auch, dass das Programm nicht in der Lage ist, ein Kreis in einem Lock-Graphen zu finden, wenn dieser aus drei oder mehr Kanten besteht. Soche Situationen können aber dennoch zu Deadlocks führen. Ein Beispiel dafür ist die folgende Funktion:

```

1 func threeEdgeLoop() {
2     var x Mutex
3     var y Mutex
4     var z Mutex
5     ch := make(chan bool, 3)
6
7     go func() {
8         // first routine
9         x.Lock()
10        y.Lock()
11        y.Unlock()
12        x.Unlock()
13        ch <- true
14    }()
15
16    go func() {
17        // second routine
18        y.Lock()
19        z.Lock()
20        z.Unlock()
21        y.Unlock()
22        ch <- true
23    }()
24
25    go func() {
26        // third routine
27        z.Lock()
28        x.Lock()
29        x.Unlock()
30        z.Unlock()
31        ch <- true
32    }()
33
34    <-ch
35    <-ch
36    <-ch
37 }

```

Führen die drei Routinen jeweils ihre erste Zeile gleichzeitig aus, muss jede Routine vor ihrer zweiten Zeile warten und es kommt zu einem Deadlock. Da diese Konstellation in einem Lockgraphen aber zu einem Kreis mit einer Länge von drei Kanten führen würde, kann das Programm den möglichen Deadlock nicht erkennen.

3.1.3 Timeout

Neben diesen beiden Methoden, die vorausschauend nach möglichen Deadlocks Ausschau halten, versucht das Programm auch mit Timeouts um zu überprüfen ob sich das Programm bereits in einem Deadlock befindet. Möchte eine Routine ein Lock beanspruchen wird vorher eine go routine mit einem Counter gestartet. Sollte die Inanspruchnahme des Locks innerhalb der vorgegebenen Zeit (default: 30s) gelingen, wird die go routine beendet. Sollte es nicht gelingen, nimmt das Programm nach der festgelegten Zeit an, dass es zu einem Deadlock gekommen ist und gibt eine entsprechende Nachricht aus.

Diese Methode kann durchaus nützlich sein, um über Deadlocks informiert zu werden. Allerdings führt sie sehr leicht zu false-positives, wenn die Abarbeitung anderer Routinen und damit die Freigabe des Locks länger Dauer, als die festgelegte Timeout Zeit. Im folgenden Beispiel wird dies deutlich:

```
1 func falsePositive() {
2     var x deadlock.Mutex
3     finished := make(chan bool)
4
5     go func() {
6         // first go routine
7         x.Lock()
8         time.Sleep(40 * time.Second)
9         x.Unlock()
10    }()
11
12    go func() {
13        // second go routine
14        time.Sleep(2 * time.Second)
15        x.Lock()
16        x.Unlock()
17        finished <- true
18    }()
19
20    <-finished
21 }
```

Der Chanel finished wird lediglich verwendet um zu verhindern, dass das Programm beendet wird, bevor die go Routinen durchlaufen wurden. Er ist für die Deadlock Analyse also irrelevant. Das Programm startet zwei go-Routinen, die beide das selbe Lock *x* verwenden. Durch den `time.Sleep(2 * time.Second)` command wird sichergestellt, dass die erste go Routine zuerst auf das Lock zugreift. Das Lock in Routine 2 muss also warten, bis es in Routine 1 wieder freigegeben wird. Dies geschieht in etwa 38s nachdem die zweite Routine mit dem warten auf die Freigabe von *x* beginnt. Da dies länger ist als die standardmäßig festgelegte maximale Wartezeit von 30s nimmt das Programm an, es sei in einen Deadlock gekommen, obwohl kein Solcher vorliegt, und auch kein Deadlock möglich ist.

3.1.4 False Negatives / Positives

Bei False Negatives oder False Positives handelt es sich um Fälle, bei denen es zu einem Deadlock kommen kann, ohne dass dieser Detektiert wird, bzw. Fälle die nicht zu einem Deadlock führen können, aber dennoch als Deadlock angezeigt werden. Neben den in den vorherigen Abschnitten gezeigten Fällen, kann es auch in weiteren Fällen zu solchem Verhalten kommen.

Neben den oben bereits genannten Fällen, kann dies noch in weiteren Situationen auftreten. Ein Fall, bei dem ein Deadlock auftreten könnte, welcher von dem Programm aber nicht erkannt wird (False Negative), entsteht bei verschachtelten Routinen. Dabei erzeugt eine go-Routine eine weitere.

```

1 func nestedRoutines() {
2     x := deadlock.NewLock()
3     y := deadlock.NewLock()
4     ch := make(chan bool)
5     ch2 := make(chan bool)
6
7     go func() {
8         x.Lock()
9         go func() {
10             y.Lock()
11             y.Unlock()
12             ch <- true
13         }()
14         <-ch
15         x.Unlock()
16         ch2 <- true
17     }()
18     go func() {
19         y.Lock()
20         x.Lock()
21         x.Unlock()
22         y.Unlock()
23         ch2 <- true
24     }()
25
26     <-ch2
27     <-ch2
28 }

```

Diese Funktion ist bezüglich ihres Ablaufs identisch zu der Funktion `circularLocking` in Kapitel 3.1.2. Dennoch ist es dem Programm aufgrund der verschachtelten `go`-Routine nicht möglich, den möglichen Deadlock zu erkennen.

Ein Fall, bei dem es zu False Positives kommen kann, wird durch Gate-Locks ausgelöst. Wie bereits beschrieben ist ein auf Lock-Graphen basierender Detektor, und damit solch ein Detektor nicht in der Lage zu erkennen, wenn ein potentieller Deadlock durch Gate-Locks unmöglich gemacht wird.

3.2 Go Runtime Deadlock Detection

Nebenbei sei noch erwähnt, dass Go einen eigenen Detektor zur Erkennung von Deadlocks besitzt. Allerdings kann dieser, im Unterschied zu dem in 3.1 betrachteten Detektor nur tatsächlich auftretende Deadlocks erkennen. Eine Erkennung ob in dem Code ein Deadlock möglich ist findet hierbei nicht statt. Um zu erkennen, ob ein Deadlock vorliegt zählt `go` die nicht blockierten Go-Routinen. Fällt dieser Wert auf 0, nimmt Go an, dass es zu einem Deadlock gekommen ist und bricht das Programm mit einer Fehlermeldung ab [5].

4 Implementierung des Deadlock-Detektors „Deadlock-Go“

Im folgenden soll die Funktionsweise und Implementierung von Deadlock-Go betrachtet werden. Dieser wurde entwickelt um Ressourcen-Deadlocks in Go-Programmen zu erkennen und den Nutzer vor solchen zu warnen. Der Code kann in [6] gefunden werden.

Der Detektor basiert zum Teil auf dem UNDEAD-Algorithmus [1]. Zusätzlich wurde er um RW-Locks sowie eine Detektion von doppeltem Locking erweitert, welche in UNDEAD nicht betrachtet werden.

Der Detektor implementiert dabei Lock-Bäume, mit welchen zyklisches Locking erkannt werden kann. Neben den Informationen, die für die Erkennung solcher Zyklen benötigt werden, werden außerdem Information darüber, wo in dem Programm- Code die Initialisierung sowie die (Try-)(R-)Lock Operationen aufgerufen werden gespeichert. Diese werden dem Nutzer bereitgestellt, wenn ein potentiell Deadlock erkannt wurde, um das Auffinden und Korrigieren des entsprechenden Codes zu erleichtern.

Das folgende Program ist ein Beispiel zur Verwendung des Detektors:

```
1 import "github.com/ErikKassubek/Deadlock-Go"
2
3 func main() {
4     defer deadlock.FindPotentialDeadlocks()
5     x := deadlock.NewLock()
6     y := deadlock.NewLock()
7
8     // make sure, that program does not terminates
9     // before all routines have terminated
10    ch := make(chan bool, 2)
11
12    go func() {
13        x.Lock()
14        y.Lock()
15        y.Unlock()
16        x.Unlock()
17        ch <- true
18    }()
19
20    go func() {
21        y.Lock()
22        x.Lock()
23        x.Unlock()
24        y.Unlock()
25        ch <- true
26    }()
27    <-ch
28    <-ch
29 }
```

Es erzeugt den folgenden Output:

POTENTIAL DEADLOCK

Initialization of locks involved in potential deadlock:

```
/home/ * * * /undead__test.go 5  
/home/ * * * /undead__test.go 6
```

Calls of locks involved in potential deadlock:

Calls for locks created at /home/ * * * /undead__test.go 5

```
/home/ * * * /undead__test.go 22  
/home/ * * * /undead__test.go 13
```

Calls for locks created at /home/ * * * /undead__test.go 6

```
/home/ * * * /undead__test.go 21  
/home/ * * * /undead__test.go 14
```

In diesem, sowie in allen folgenden Beispielen, wurden die Pfade durch * * * gekürzt. In der tatsächlichen Ausgabe wird der vollständige Pfad angegeben.

Der genaue Output hängt von dem tatsächlichen Ablauf ab, der aufgrund der Nebenläufigkeit bei verschiedenen Durchläufen unterschiedlich sein kann.

Das restliche Kapitel ist in die folgenden Abschnitte eingeteilt:

- Aufbau der Datenstrukturen
- (R-)Lock, (R-)TryLock und (R-)Unlock
- Periodische Detection
- Abschließende Detektion
- Meldung gefundener Deadlocks
- Optionen

4.1 Aufbau der Datenstrukturen

Im folgenden sollen die in dem Detektor verwendeten Datenstrukturen betrachtet werden. Wie diese genau verwendet werden, wird in späteren Abschnitten noch genauer betrachtet.

4.1.1 (RW-)Mutex

Die Strukturen für die (RW-)Mutexe sind so implementiert, dass sie als Drop-In-Replacements für die klassischen `sync.(RW)Mutex` verwendet werden. Dabei gibt es eine Struktur für Mutexe und eine für RW-Mutexe, die über ein zusätzliches Interface `MutexInt` zusammengefasst werden können.

Die Mutex Strukturen beinhalten alle Informationen, die für diese benötigt werden. Dabei handelt es sich um die folgenden Informationen:

- `mu (*sync.(RW)Mutex)` ist das eigentliche Lock, welches für das tatsächliche Locking verwendet wird. Für ein Mutex ist dies ein `*sync.Mutex`, für ein RW-Mutex ein `*sync.RWMutex`.
- `context ([]callerInfo)` ist die Liste der `callerInfo` des Mutex. `CallerInfo` sind die Informationen darüber wo in dem Programm-Code die Initialisierung und die (Try-)(R-)Lock Operationen stattgefunden haben. Dazu werden die Datei und Zeilennummer gespeichert. Je nachdem,

wie das Program über die Optionen konfiguriert ist, kann auch ein vollständiger Call-Stack für die entsprechenden Operationen gespeichert werden.

- `in (bool)` ist ein Marker welcher speichert, ob der Mutex richtig initialisiert wurde. Es ist nicht möglich ein Mutex einfach durch `varxMutex` oder `varxRWMutex` zu erzeugen und sofort zu verwenden, sondern die Mutex Variable muss über `x := NewLock()` bzw. `x := NewRWLock()` initialisiert werden. Wird eine Lock-Operation o.ä. auf einem (RW-)Mutex ausgeführt, ohne dass dieses entsprechend initialisiert wurde, wird das Programm mit einem Fehler abgebrochen.
- `numberLocked (int)` speichert, wie oft das Lock im moment gleichzeitig beansprucht ist. Ist das Lock frei, ist dieser Wert 0. Bei einem Mutex kann der Wert maximal 1 werden, wenn das Lock gerade von einer Routine gehalten wird. Das selbe ist wahr für RW-Mutexe, wenn diese über ein Writer-Lock gehalten werden. Werden diese allerdings von Reader-Locks gehalten, kann das selbe Lock von mehreren Locks gehalten werden.
- `isLockedRoutineIndex (*map[int]int)` speichert die Indices der Routinen, von welchen das Lock momentan gehalten wird, sowie wie oft es gehalten wird. Dies wird für die Erkennung von doppeltem Locking verwendet.
- `memoryPosition (uintptr)` speichert die Speicheradresse des Mutex Objekts bei seiner Erzeugung.

4.1.2 Dependencies

Dependencies werden verwendet, um die Abhängigkeiten der verschiedenen Mutexe untereinander zu speichern. Sie entsprechen dabei einer Menge an Kanten in einem Lock Graphen. Sie enthalten die folgenden Informationen:

- `mu (mutexInt)` ist das Lock, für welches gespeichert werden soll, von welchen anderen Locks mu abhängt, welche Locks also in der selben Routine bereits gehalten wurden, als mu erfolgreich beansprucht wurde.
- `holdingSet ([]mutexInt)` ist die Liste der Locks, von denen mu abhängt.
- `holdingCount (int)` ist die Anzahl der Locks, von denen mu abhängt, also die Anzahl der Elemente in `holdingSet`.

4.1.3 Routine

Für jede Routine wird automatisch eine Struktur angelegt, die alle für sie relevanten Informationen speichert. Diese Strukturen werden in einem globalen Slice (Liste) `routines` gespeichert. Bei den Informationen, die von diesen Routinen gehalten werden handelt es sich vor allem um eine Liste der Mutexe, die momentan von der Routine gehalten werden, sowie die Informationen, die für den Aufbau des Lock-Baums benötigt werden. Es handelt sich dabei um die folgenden Informationen:

- `index (int)` ist der Index der Routine in `routines`
- `holdingCount (int)` speichert die Anzahl der im Moment gehaltenen Locks
- `holdingSet ([]MutexInt)` ist eine Liste, welche Referenzen zu den momentan von der Routine gehaltenen Locks.
- `dependencyMap (map[uintptr]*[]*dependency)` ist ein Dictionary, welches verwendet wird, um zu verhindern, dass wenn die selbe Situation im Code mehrfach auftritt (z.B. durch Schleifen) die entsprechenden Dependencies mehrfach in dem Lock-Baum gespeichert werden.
- `dependencies ([]*dependencies)` speichert die aufgetretenen Dependencies. Dies stellt also die Implementierung des Lock-Baum da.
- `curDep (*dependency)` ist die letzte in den Lock-Baum (`dependencies`) eingefügte dependency.
- `depCount (int)` gibt die Anzahl der in dem Lock-Baum gespeicherten Dependencies an.

- `collectSingleLevelLocks` speichert Informationen über single-level Locks, also Locks, welche von keinem andere Lock abhängen. Auch dies ist wie `dependencyMap` dazu da, um zu verhindern verhindern, dass Informationen, die bereits bekannt sind mehrfach gespeichert werden.

4.2 (R)-Lock, (R)-TryLock, (R)-Unlock

Bei jeder Operation, welche auf den Locks ausgeführt wird, werden die Datenstrukturen, wie sie in 4.1 beschrieben wurden verändert oder neu erzeugt, um auf diesen eine Detektion von Deadlocks zu ermöglichen.

Diese Vorgänge sollen im folgenden beschrieben werden.

4.2.1 (R)-Lock

Das Locking von RW-Mutexes unterscheidet sich von dem Locking der Mutexe nur dadurch, das `isRead` in dem Mutex entsprechend gesetzt wird, und das das Locking des eigentlichen `sync.(RW)Locks` entsprechend angepasst wird. Die Sammlung der Informationen, welche für die Detektion der Deadlocks benötigt wird ist die selbe.

Zuerst wird überprüft, ob das Lock sowie der Detektor bereits initialisiert wurde. Ist der Mutex nicht über `NewLock()` initialisiert worden, wird das Programm mit einer Fehlermeldung abgebrochen.

Anschließend wird das eigentliche Locking des `sync.Mutex` über ein `defer` statement vorbereitet. Dabei wird darauf geachtet, ob es sich um ein `RWMutex` oder ein `Mutex` handelt, und wenn es sich um ein `RWMutex` handelt, ob es eine R-Lock operation ist.

Sind die periodische und die abschließende Detektion in den Optionen deaktiviert, wird ist die Lock Operation an diesem Punkt beendet. Ist mindestens eine von ihnen aktiviert, wird nun der Lock-Baum der entsprechenden Routine aktualisiert.

Zuerst wird überprüft, ob für für die entsprechende Routine bereits ein Lock-Baum existiert. Ist dies nicht der Fall wird ein leere Baum erzeugt und mit dieser Routine verknüpft.

Solange die Detektion von doppeltem Locking nicht deaktiviert ist, wird nun überprüft, ob das Beanspruchen dieses Locks zu einem Deadlock führen würde. Dazu wird zuallererst überprüft, ob der Mutex momentan bereits von einer Routine gehalten wird. Ist dies nicht der Fall kann es nicht zu doppeltem Locking kommen. Wird es bereits gehalten, muss es dennoch nicht zu einem doppelten Locking kommen. Dies ist der Fall, wenn die Routine, die das Mutex hält, und die die es momentan beansprucht nicht die selben sind, oder wenn sie die selben sind wenn beide R-Locks sind. Ist nichts davon der Fall, nimmt das Programm an, es sei ein Deadlock gefunden worden. In diesem Fall wird eine Beschreibung des Deadlocks ausgegeben (vgl. 4.5). Anschließend wird die abschließende Detektion gestartet und das Programm anschließend abgebrochen. Im Anschluss werden nun die entsprechenden Datenstrukturen aktualisiert. Dies geschieht allerdings nur, wenn momentan mindestens eine Routine läuft, da Deadlocks, abgesehen von doppeltem Locking, nur bei der gleichzeitigen Ausführung mehrerer Routinen auftreten. Man betrachte zu erst den Fall des Single-Level-Locks. Dabei handelt es sich um einen Mutex, der zu einem Zeitpunkt beansprucht wird an dem die selbe Routine keine anderen Locks hält. Da sich somit keine Dependencies bilden, muss der Lock-Baum der Routine nicht verändert werden. In diesem Fall wird lediglich die Information über den Aufruf des Lockings in "context" gespeichert, solange der Aufruf der exakt selben Beanspruchung (selbe Datei und selbe Zeilennummer) noch nicht gespeichert wurde. Hält die Routine allerdings bereits ein oder mehrere Lock, wird die entsprechende Dependency in den Lock-Baum eingefügt, solange sie in dieser noch nicht existiert. Diese Überprüfung wird mit Hilfe von "dependencyMap" ausgeführt. Existiert sie noch nicht, wird sie in den Lock-Baum und in `dependencyMap` eingefügt. Für diese Dependency entspricht "mu"

gerade dem zu lockenden Mutex und “holdingSet” dem momentanen “holdingSet” der Routine, also der Liste aller Mutexe, die von der Routine im Moment gehalten werden.

Sowohl bei Single-Level-Locks als auch bei Locks, welche zu Dependencies führen wird das Lock im Anschluss in das “holdingSet” der Routine eingefügt.

4.2.2 (R)-TryLock

Bei einer Try-Lock Operation wird ein Lock nur beansprucht, wenn es im Moment der Operation beansprucht werden kann, das Lock also nicht bereits von einer Routine gehalten wird. Aus diesem Grund kann die Beanspruchung des Locks nicht direkt zu einem Deadlock führen. Es ist also nicht notwendig nach doppeltem Locking zu suchen, oder den Lock-Baum zu aktualisieren, wenn das Lock beansprucht wird. Ein solches Locking kann nur zu einem Deadlock führen, wenn es bereits durch die (R)-TryLock-Operation gehalten wird und von einer anderen Operation ebenfalls beansprucht werden soll. Es wird also zuerst versucht das Lock zu beanspruchen. Wenn die Beanspruchung erfolgreich war, wird angepasst wie oft das Mutex gelockt ist, das Mutex in das “holdingSet” der Routine eingefügt und anschließend zurück gegeben, ob die (R)-TryLock operation erfolgreich war

4.2.3 (R)-Unlock

Zuerst wird überprüft, ob der Mutex überhaupt gelockt ist. Ist dies nicht der Fall wird das Programm mit einer Fehlermeldung abgebrochen. Andernfalls wird die Anzahl der Lockungen des Locks angepasst, dass Mutex aus dem “holdingSet” entfernt und das Lock wieder frei gegeben.

4.3 Periodische Detektion

Ist sie nicht deaktiviert, so wird die periodische Detektion in regelmäßigen Abständen (default: 2s) gestartet um nach lokalen, tatsächlich auftretenden Deadlocks zu suchen. Lokal bedeutet dabei, dass sich nur ein Teil der Routinen in einem Deadlock befindet. Sollte es zu einem totalen Deadlock kommen, bei dem alle Routinen blockiert werden, wird das Programm automatisch von der Go Runtime Deadlock Detection beendet. In diesem Fall ist keine weiter abschließende Detektion von Deadlocks möglich.

Für die periodische Detektion wird von jeder Routine nur “curDep” betrachtet, also diejenige Routine, welche als letztes in den Lock-Baum eingefügt wurde. Die Detektion wird nur ausgeführt, wenn sich diese Menge seit der letzten periodischen Detektion verändert hat und momentan mindestens zwei Routinen im Moment ein Lock halten. Im diesem Fall wird versucht Zyklen in der Menge der “curDep” zu finden.

Dazu wird eine Depth-First-Search auf diesen Dependencies ausgeführt. Dazu wird zuerst die “curDep” einer der Routinen auf einen Stack gelegt. Der Stack entspricht immer dem momentan betrachteten Pfad. Anschließend wird für die “curDep” jeder Routine, die noch nicht auf dem Stack liegt und noch nicht zuvor bereits betrachtet wurde überprüft, ob das hinzufügen der Dependency zu einer gültigen Kette führt, ob also die Formeln 2.3.2.a - 2.3.2.d immer noch gelten. Ist dies der Fall, so wird überprüft, ob die Kette einen Kreis bildet, also ob die Formeln 4.3.e und 4.3.f ebenfalls gelten. Ist der Pfad mit der neuen Dependency eine gültige Kette aber kein Kreis, so wird die Dependency auf den Stack gelegt und das ganze rekursiv wiederholt. Ist die Kette ein Kreis, so nimmt das Programm fürs erste an, es sei ein lokaler Deadlock erkannt worden. In diesem Fall wird überprüft, ob sich die HoldingSets der Routinen, von denen sich eine Dependency in der Kette befindet seit dem Beginn der momentanen periodischen Detektion verändert hat. Ist dies der Fall, so geht der Detektor vorerst davon aus, dass es sich um einen falschen Alarm handelt. Andernfalls wird dem Nutzer mitgeteilt, dass ein Deadlock gefunden

wurde, es wird die abschließende Detektion gestartet und das Programm anschließend abgebrochen. Gibt es keine Dependency die, wenn sie auf den Stack gelegt wird zu einer gültigen Kette führt, so wird die oberste Dependency von dem Stack entfernt, so dass andere mögliche Pfade betrachtet werden können.

Wenn es keinen Pfad gibt, der eine gültige, zyklische Kette bildet, so geht der Detektor davon aus, dass sich das Program nicht in einem lokalen Deadlock befindet.

4.4 Abschließende Detektion

Die abschließende Detektion wird am Ende des Programs durchgeführt um potentielle Deadlock zu finden, auch wenn diese in dem Durchlauf nicht tatsächlich aufgetreten sind. Sie muss vom Nutzer manuell in seinem Code gestartet werden. Sie wird in diesem Fall nur ausgeführt, wenn sie nicht deaktiviert ist, die Anzahl der Routinen, die in dem Program vorkamen sowie die Anzahl der einzigartigen Dependencies mindestens zwei ist.

Im Großen und Ganzen verläuft die Detektion identisch zu der periodischen Detektion (vgl. 4.3). Allerdings werden nun nicht nur die zuletzt in die Lock-Bäume aufgenommenen Dependencies sondern alle in den Bäumen vorkommenden Dependencies betrachtet. Dabei wird darauf geachtet, dass von jeder Routine maximal eine Dependency in der Kette vorkommen kann. Außerdem wird die Detektion nicht beim ersten Auftreten eines potentiellen Deadlocks beendet, sondern erst, wenn alle möglichen Pfade betrachtet wurde.

4.5 Meldung gefundener Deadlocks

Wird ein tatsächlicher oder potentieller Deadlock gefunden, wird dem Nutzer dies durch eine eine Nachricht über den standard error file descriptor (Stderr) mitgeteilt.

Doppeltes Locking

Tritt ein Fall von doppeltem Locking auf, so wird dem Nutzer das dabei involvierte Lock, sowie seine Aufrufe mitgeteilt. Im folgenden ist ein Beispiel für solch eine Ausgabe gegeben:

DEADLOCK (DOUBLE LOCKING)

Initialization of lock involved in deadlock:

```
/home/ * * * /undead_test.go 238
```

Calls of lock involved in deadlock:

```
/home/ * * * /undead_test.go 239
```

```
/home/ * * * /undead_test.go 240
```

Für Doppeltes Locking ist es nicht möglich, den Stacktrace für die Lock-Vorgänge anzuzeigen. **könnte man des noch einfügen**

4.5.1 Deadlocks

Bei einem tatsächlichen oder potentiellen Deadlock werden die in dem Zyklus, welcher den Deadlock verursacht vorkommenden Locks, sowie die Positionen ihrer Lock-Operationen angegeben.

Dazu werden die callerInfo der Mutexe in den Dependencies betrachtet, die in dem Stack, welcher einen Deadlock beschreibt vorkommen.

Dies führt z.B. zu folgender Ausgabe:

POTENTIAL DEADLOCK

Initialization of locks involved in potential deadlock:

```
/home/ * * * /undead_test.go 40  
/home/ * * * /undead_test.go 39
```

Calls of locks involved in potential deadlock:

Calls for lock created at: /home/ * * * /undead_test.go:40

```
/home/ * * * /undead_test.go 48  
/home/ * * * /undead_test.go 60
```

Calls for lock created at: /home/ * * * /undead_test.go:39

```
/home/ * * * /undead_test.go 47  
/home/ * * * /undead_test.go 61
```

Es ist möglich, sich statt nur der Datei und Zeilennummer auch einen Call-Stack anzeigen zu lassen:

POTENTIAL DEADLOCK

Initialization of locks involved in potential deadlock:

```
/home/ * * * /deadlockGo.go 24  
/home/ * * * /deadlockGo.go 25
```

CallStacks of Locks involved in potential deadlock:

CallStacks for lock created at: /home/ * * * /deadlockGo.go:24

```
goroutine 21 [running]:  
DeadlockExamples/selfWritten.DeadlockGoPotentialDeadlock.func2()  
    /home/ * * * /deadlockGo.go:43 +0x59  
created by DeadlockExamples/selfWritten.DeadlockGoPotentialDeadlock  
    /home/ * * * /deadlockGo.go:41 +0x14a
```

```
goroutine 20 [running]:  
DeadlockExamples/selfWritten.DeadlockGoPotentialDeadlock.func1()  
    /home/ * * * /deadlockGo.go:33 +0x7b  
created by DeadlockExamples/selfWritten.DeadlockGoPotentialDeadlock  
    /home/ * * * /deadlockGo.go:29 +0xdb
```

CallStacks for lock created at: /home/ * * * /deadlockGo.go:25

```
goroutine 21 [running]:  
DeadlockExamples/selfWritten.DeadlockGoPotentialDeadlock.func2()  
    /home/ * * * /deadlockGo.go:42 +0x45
```

```
created by DeadlockExamples/selfWritten.DeadlockGoPotentialDeadlock
/home/ * * * /deadlockGo.go:41 +0x14a

goroutine 20 [running]:
DeadlockExamples/selfWritten.DeadlockGoPotentialDeadlock.func1()
/home/ * * * /deadlockGo.go:34 +0x8f
created by DeadlockExamples/selfWritten.DeadlockGoPotentialDeadlock
/home/ * * * /deadlockGo.go:29 +0xdb
```

4.6 Optionen

Die Funktionsweise des Detektors kann über verschiedenen Optionen gesteuert werden, die vor der ersten Lock-Operation gesetzt werden müssen. Dies beinhaltet die folgenden Möglichkeiten:

- Aktivierung oder Deaktivierung der periodischen Detektion (Default: aktiviert)
- Aktivierung oder Deaktivierung der abschließenden Detektion (Default: aktiviert)
- Festlegung der Zeit zwischen periodischen Detektionen (Default: 2s)
- Aktivierung oder Deaktivierung der Sammlung von Call-Stacks (Default: deaktiviert)
- Aktivierung oder Deaktivierung der Sammlung von Informationen über Single-Level-Locks (Default: aktiviert)
- Aktivierung oder Deaktivierung der Detektion von doppeltem Locking (Default: aktiviert)
- Festlegung der maximalen Anzahl von Dependencies pro Routine (Default: 4096)
- Festlegung der maximalen Anzahl von Mutexe von denen ein Mutex abhängen kann (Default: 128)
- Festlegung der maximalen Anzahl von Routinen (Default: 1024)
- Festlegung der maximalen Länge eines Call-Stacks in Bytes (Default: 2048)

5 Analyse von deadlock-go und Vergleich mit go-deadlock (sasha-s)

Im Folgenden soll der in ?? beschriebene und in [6] implementierte Detektor analysiert und mit dem in 3.1 betrachteten Detektor verglichen werden. Um Verwechslungen zwischen den beiden relativ ähnlichen Namen zu vermeiden, wird dieser im folgenden nach dem Besitzer des Git-Hub Repositories als sasha-s bezeichnet.

Für den Vergleich werden verschiedene Beispiel-Programme betrachtet, die in [7] implementiert sind. Diese bestehen zum einen aus verschiedenen Standard-situationen, wie zyklisches Locking aus zwei oder drei Locks, Double-Locking, Deadlock, die auf Grund von Gate-Locks nicht auftreten können und Deadlocks in verschachtelte Routinen. Zum anderen werden noch weitere Programme betrachtet, die näher an Programmen sind, die in der tatsächlichen Programmentwicklung auftreten können. Diese werden aus [8] übernommen. Da keines der beiden Programme in der Lage ist potentielle Communication-Deadlocks zu erkennen, wurde die Menge der Beispielprogramme auf die Menge der Programme mit Ressourcen-Deadlocks beschränkt. Da deadlock-go in sein momentanen Zustand keine RWLocks implementiert wurden Programme, die solche enthalten entsprechend angepasst.

5.1 Erkennung von Deadlocks

Man betrachte zuerst die Standardprobleme. Ein potenzielles Deadlock, welches durch das zyklische Locking von zwei Deadlocks auftritt kann durch beide Tools erkannt werden. Sobald diese Zyklen allerdings eine Länge von 3 oder mehr erreichen, werden diese durch sasha-s nicht mehr erkannt. Deadlock-go hingegen ist in der Lage auch diese potentiellen Deadlocks zu erkennen.

Auch bei Deadlocks, in denen zwar zyklisches Locking auftritt, welche aber auf Grund von Gate-Locks nicht zu einem tatsächlich Deadlock führen können, schneidet deadlock-go besser ab. Da dieses mit Lock-Bäumen und nicht mit Lockgraphen implementiert ist, wird in diesem Fall kein potentielles Deadlock ausgegeben. sasha-s hingegen erkennt nicht, dass solch ein Deadlock nicht auftreten kann und gibt somit ein false-positive potentielles Deadlock aus.

sasha-s ist standardmäßig dazu in der Lage doppeltes Locking zu erkennen. Bei deadlock-go hängt die Erkennung solcher Deadlocks von den Optionen ab. UNDEAD, auf dem die Implementierung basiert ist nicht in der Lage, doppeltes Locking zu erkennen. Da diese aber dennoch auftreten können, wurde diese Implementierung um eine solche Erkennung erweitert. Diese kann allerdings in den Optionen deaktiviert werden. In diesem Fall ist deadlock-go nicht in der Lage, solche Deadlocks zu erkennen.

Bei verschachtelten Routinen wie in 3.1.2 beschrieben ist keines der Tools in der Lage das potentielle Deadlock zu erkennen.

Im folgenden sollen nun die Beispielprogramme aus [6] betrachtet werden. Für deadlock-go wurden dabei alle Optionen aktiviert, um ein optimales Detektionsergebnis zu erhalten. Die folgende Tabelle gibt für jedes Programm neben den Typ des potentiellen Deadlock an, ob es von den Detektoren erkannt wurde.

id	Typ	deadlock-go	sasha-s
Cockroach584	Doppeltes Locking	Ja	Ja
Cockroach9935	Doppeltes Locking	Ja	Ja
Cockroach3710	Doppeltes Locking	Ja	Ja
Cockroach6181	Doppeltes Locking	Ja	Ja
Cockroach7504	Zyklische Locking	Ja	Nein
Cockroach10214	Zyklische Locking	Ja	Ja
Etd5509	Doppeltes Locking	Ja	Nein
Etd6708	Doppeltes Locking	Ja	Ja
Etd10492	Doppeltes Locking	Ja	Ja
Grep3017	Doppeltes Locking	Ja	Ja
Hugo3251	Zyklisches Locking	Ja	Ja
Kubernetes13135	Zyklisches Locking	Ja	Ja
Kubernetes62464	Zyklisches Locking	Ja	Ja
Kubernetes30872	Zyklisches Locking	Ja	Ja
Moby4951	Zyklisches Locking	Ja	Ja
Moby7559	Doppeltes Locking	Ja	Ja
Moby17176	Doppeltes Locking	Ja	Ja
Moby36114	Doppeltes Locking	Ja	Ja
Syncthing4829	Doppeltes Locking	Ja	Ja

Wenn man diese Beispiele betrachtet sieht man, dass beide Programme einen sehr guten Job darin machen, potentielle Deadlocks zu erkennen. Deadlock-go erkennt in diesen Beispielprogrammen alle potentiellen Deadlocks, während sasha-s bei zwei der Probleme fälschlicherweise kein Problem findet.

Quellen

- [1] J. Zhou, S. Silvestro, H. Liu, Y. Cai und T. Liu, „UNDEAD: Detecting and preventing deadlocks in production software,“ in *2017 32nd IEEE/ACM International Conference on Automated Software Engineering (ASE)*, Los Alamitos, CA, USA: IEEE Computer Society, Nov. 2017, S. 729–740. DOI: 10.1109/ASE.2017.8115684.
- [2] M. Sulzmann, *Dynamic deadlock prediction*, <https://sulzmann.github.io/AutonomieSysteme/lec-deadlock.html>. (besucht am 03.05.2022).
- [3] S. Bensalem und K. Havelund, „Dynamic Deadlock Analysis of Multi-threaded Programs,“ in *Hardware and Software, Verification and Testing*, S. Ur, E. Bin und Y. Wolfsthal, Hrsg., Berlin, Heidelberg: Springer Berlin Heidelberg, 2006, S. 208–223, ISBN: 978-3-540-32605-2. DOI: 10.1007/11678779_15.
- [4] sasha-s, *go-deadlock*, <https://github.com/sasha-s/go-deadlock>, 2018. (besucht am 03.05.2022).
- [5] The Go Authors, *Go Runtime Library src/runtime/proc.go*, <https://go.dev/src/runtime/proc.go#L4935>. (besucht am 10.05.2022).
- [8] T. Yuan, G. Li, J. Lu, C. Liu, L. Li und J. Xue, „GoBench: A Benchmark Suite of Real-World Go Concurrency Bugs,“ in *2021 IEEE/ACM International Symposium on Code Generation and Optimization (CGO)*, 2021, S. 187–199.

Referenzen

- [6] E. Kassubek, *Deadlock-Go*, <https://github.com/ErikKassubek/Deadlock-Go>, 2021. (besucht am 12.06.2022).
- [7] E. Kassubek, *DeadlockExamples*, <https://github.com/ErikKassubek/BachelorProjektGoDeadlockDetection/tree/main/DeadlockExamples>, 2021. (besucht am 12.06.2022).