

Аннотация

В современном мире очень много информации. И при разработке любого приложения, рано или поздно возникает вопрос - как и где хранить информацию пользователей и приложения. Здесь Вам на помощь приходит огромное количество уже существующих баз данных. И зачастую данных бывает настолько много, что неоправданно хранить их на одном компьютере. Тогда Вы используете распределенную базу данных. К современным распределенным базам данных предъявляется ряд требований. Одно из таких требований - согласованность данных в каждый момент времени.

Конечно же, разработчиков распределенных систем интересует вопрос: как быстро и легко тестировать согласованность системы? И как же удостовериться в том, что реализация транзакции (наш основной инструмент работы с данными) удовлетворяет своим основным свойствам?

Один из инструментов для проверки гарантий согласованности, который практически не имеет аналогов, это инструмент хаос-тестирования Jepsen.

В этой работе мы узнали больше о моделях согласованности распределенных систем. Изучили различные феномены, нарушающие гарантии согласованности и изолированности. А также мы познакомились с Jepsen и принципами его работы.

Кроме того, мы попробовали самостоятельно проанализировать Azure Cosmos DB с помощью Jepsen. В 15% историй мы обнаружили G2-item анома-

лию, которая,хоть и не противоречит заявленной в документации изоляции моментальных снимков, нарушает также заявленное в документации «full ACID» свойство транзакций.

Оглавление

1	Аннотация	1
2	Введение	6
2.1	Цели работы	7
2.2	Основные понятия	7
2.3	План работы	9
3	Синхронизация в базах данных	10
3.1	Базы данных	10
3.2	Изоляция моментальных снимков(англ. <i>Snapshot Isolation</i>) . .	11
3.2.1	Чтение фиксированных данных(англ. <i>Read Committed</i>)	13
3.2.2	Чтение незафиксированных данных(англ. <i>Read Uncommitted</i>)	13
3.3	Граф сериализации [1] [2]	14
3.3.1	Зависимость записи (англ. <i>Directly Write-Depends</i>) . . .	14
3.3.2	Зависимость чтения (англ. <i>Directly Read-Depends</i>) . . .	14
3.3.3	Анти зависимость (англ. <i>Directly Anti-Depends</i>)	15
3.3.4	Граф сериализации(англ. <i>Direct Serialization Graph, DSH</i>)	15
3.4	Нарушения согласованности	15
3.4.1	Грязная запись (англ. <i>Dirty Write, P₀</i>) [3]	16
3.4.2	Грязное чтение (англ. <i>Dirty Read, P₁</i>)	16
3.4.3	Неповторяющееся чтение (англ. <i>Fuzzy Read, P₂</i>)	17
3.4.4	Фантомное чтение (англ. <i>Phantom, P₃</i>)	17

3.4.5	Грязное обновление(англ. <i>Dirty Update</i>)	17
3.4.6	G0 (цикл записи, англ. <i>Write Cycle</i>)	17
3.4.7	G-cursor	18
3.4.8	G1	18
3.4.9	G2-item	19
4	Методология проверки согласованности распределенных систем	20
4.1	Jepsen	20
4.1.1	Jepsen and docker	21
4.1.2	Как анализировать результаты	22
4.2	Elle	22
4.2.1	Список возможных аномалий	23
5	Исследование согласованности Azure Cosmos DB	24
5.1	Azure Cosmos DB	24
5.2	Уровни согласованности [4]	25
5.2.1	Строгая (англ. <i>strong</i>)	25
5.2.2	Ограниченное устаревание(англ. <i>bounded staleness</i>)	25
5.2.3	Сеанс(англ. <i>session</i>)	26
5.2.4	Постоянный префикс(англ. <i>consistent prefix</i>)	26
5.2.5	Случайная(англ. <i>eventual</i>)	26
5.3	Дизайн теста	26
5.3.1	Append тест	27
5.4	О реализации транзакций в Azure Cosmos DB	27
5.4.1	TransactionalBatch	27
5.4.2	Хранимые процедуры(англ. <i>Stored procedures</i>)	28
5.5	Модель согласованности транзакций	29
5.6	Результаты	30
5.6.1	Тестирование базового уровня	30

5.6.2	G2-item (англ. <i>anti-dependency cycle</i> , цикл антизависимости)	31
5.6.3	G2-item: <i>что это значит?</i>	32
6	Выводы	34
7	Литература	36

Введение

Существует спрос на инструменты проверки согласованности транзакций, так как базы данных не обеспечивают тот уровень согласованности, на который претендуют. Почему? Чем они могут быть полезны?

- Пользователю(разработчику приложения, хранящего свои данные в базе данных) хочется научиться понимать про ту или иную базу данных, насколько она соответствует документации (это необходимо для того, чтобы выбрать базу данных, которая больше всего подходит для потребностей пользователя-разработчика);
- Удобный инструмент для тестирования согласованности может существенно помочь на этапе разработки распределенных систем, возможно, стать одним из этапов CI/CD процесса;
- Jepsen проводит свои исследования независимо и в соответствии с их этической политикой. Это вносит большой вклад в сообщество, помогает в развитии и совершенствовании распределенных систем.

Большинство распределенных систем стремятся к достижению баланса между временем выполнения операций и согласованностью. Один из инструментов для проверки гарантии согласованности - это инструмент хаос-тестирования Jepsen. Хаос-тестирование — это тестирование путем внесения в систему незапланированных сбоев [5]. Наблюдая за поведением системы, можно по-

нять, как сделать распределенную систему более надежной. Хаос тестирование это важная часть тестирования, потому что помогает выявить состояния гонки (race condition), которые сложно иначе обнаружить в процессе разработки.

2.1 Цели работы

- Получить опыт работы с выбранным инструментом проверки свойств транзакций (Jepsen);
- Изучить выполненные данным инструментом исследования различных баз данных;
- Исследовать с помощью выбранного инструмента реальную базу данных (Azure Cosmos DB), которая еще не была проанализирована;
- Сравнить уровень согласованности, заявленный в документации, и уровень, установленный с помощью тестов.

2.2 Основные понятия

Введем основные понятия, необходимые в дальнейшем.

Параллельная система — это система, состоящая из независимых компонент, которые могут выполнять некоторые операции одновременно.

Распределенная система — это тип параллельных систем, который представляет собой систему с несколькими независимыми компонентами, которые расположены на разных узлах в компьютерной сети. Эти узлы способны обмениваться данными, а также они координируют свои действия так, чтобы для конечного пользователя распределенная система работала как единая согласованная система. Система имеет логическое состояние, которое меняется с течением времени.

Хаос-тестирование [5] — это тестирование путем внесения в распределенную систему незапланированных сбоев.

Процесс — это логически однопоточная программа, которая способна выполнять некоторые операции.

Операция — переход из одного состояния в другое.

Атомарная операция — операция в общей области памяти, которая завершается за один шаг относительно других потоков, имеющих доступ к этой области памяти. Во время выполнения такой операции над переменной ни один поток не может наблюдать изменение наполовину завершенным. Неатомарные операции не дают такой гарантии. [6]

Параллелизм — это свойство системы, которое означает, что несколько процессов могут выполняться в одно и то же время.

Сбой — это состояние процесса, в котором тот не может вызывать никаких операций. Если операция по какой-то причине не была завершена и не имеет времени завершения, то ее следует рассматривать одновременно с каждой операцией, которая будет вызвана после. Это нарушает требования на однопоточность процесса, поэтому мы говорим о состоянии сбоя процесса.

История — совокупность операций и их параллельной структуры. В этой работе мы будем рассматривать историю с точки зрения Jepsen. То есть история будет представлена в виде упорядоченного списка операций вызова и завершения.

Модель согласованности — набор гарантий, используемый в той или иной распределенной системе, для обеспечения согласованности данных.

Транзакция — некоторый конечный набор операций, переводящий данные из одного согласованного состояния в другое. Либо будет выполнена каждая операция из набора, либо ни одной. Основные свойства транзакций - атомарность, согласованность, изолированность и прочность (ACID).

Happens before — A happens-before B означает, что все изменения, выполненные потоком X до момента операции A и изменения, которые повлекла

эта операция, видны потоку Y в момент выполнения операции B и после выполнения этой операции. Отметим, что операцию A исполняет поток X и операцию B исполняет поток Y . [7]

2.3 План работы

В *Главе y* будет представлен анализ инструмента Jepsen для тестирования согласованности распределенных систем. Также будет проведен обзор исследований разных баз данных, выполненный с помощью Jepsen. Кроме того, будет рассмотрен инструмент Jepsen, который позволяет выявить аномалии в транзакционных историях (Elle). Этот инструмент для проверки транзакционных историй будет использован в дальнейшем в нашем эксперименте.

Глава x включит в себя подробное описание базы данных Azure Cosmos DB. Будет описан эксперимент, который был проведен над ней, чтобы выяснить, какие гарантии согласованности предоставлены и соответствуют ли они документации.

Синхронизация в базах данных

3.1 Базы данных

База данных это некоторое хранилище данных. Чаще всего в данной работе мы будем говорить о распределенных базах данных, то есть таких базх данных, которые хранят некоторые части своих данных в различных физических локациях.

Основное требование к базам данных - это поддерживание какого-то внутреннего консистентного состояния данных. Иными словами, согласованность и целостность, непротиворечивость данных в каждый момент времени.

Различные базы данных добиваются этого разными способами. Реляционные базы данных предоставляют механизм транзакций, который гарантирует согласованность данных. Чтобы ускорить работу с данными, базы данных используют некоторый механизм блокировок, который теоретически гарантирует консистентное состояние. Однако, как мы увидим далее, это не всегда правда.

Некоторые базы данных реализуют различные модели согласованности, позволяющие регулировать гарантии, предоставляемые базой данных. Рассмотрим наиболее часто встречаемые модели согласованности, реализуе-

мые базами данных.

3.2 Изоляция моментальных снимков(англ. *Snapshot Isolation*)

Изоляция моментальных снимков — это транзакционная модель. Это также мульти объектное свойство. Нет гарантии полной доступности.

Изменения транзакции видны только этой транзакции до момента фиксации, когда все изменения становятся видимыми атомарно. Если транзакция T_1 изменила объект x , а другая транзакция T_2 совершила запись в x после начала моментального снимка T_1 и до фиксации T_1 , то T_1 должна прерваться.

В отличие от сериализуемости, которая обеспечивает полный порядок транзакций, изоляция моментальных снимков гарантирует только частичный порядок: подоперации в одной транзакции могут чередоваться с подоперациями из других транзакций. Наиболее заметными явлениями, допускаемыми изоляцией моментальных снимков, являются перекосы записи (англ. *write skew*s), которые позволяют транзакциям считывать перекрывающееся состояние, изменять непересекающиеся наборы объектов, а затем фиксировать; и аномалия транзакций только для чтения(англ. *read-only transaction anomaly*), включающая частично непересекающиеся наборы записи.

Изоляция моментальных снимков подразумевает read committed (чтение фиксированных данных). Однако не накладывается никаких ограничений в реальном времени и не требует упорядочивания процессов между транзакциями.

[8] В терминах абстрактного алгоритма можно говорить о данной модели согласованности так: каждая транзакция считывает данные из моментального снимка зафиксированных данных на момент начала транзакции, называемого ее меткой начала отсчета. Это время может быть любым до пер-

вого чтения транзакции. Транзакция никогда не блокируется при попытке чтения до тех пор, пока данные моментального снимка из его метки начала отсчета могут быть сохранены. Записи транзакции (обновления, вставки и удаления) также будут отражены в этом моментальном снимке, чтобы их можно было считать снова, если транзакция обращается к данным во второй раз. Обновления другими транзакциями, начатыми после метки начала отсчета транзакции, невидимы для транзакции.

Когда транзакция T_1 готова к фиксации, она получает метку времени фиксации, которая больше любой существующей метки начала отсчета или другой метки времени фиксации. Транзакция будет зафиксирована только в том случае, если ни одна другая транзакция T_2 с меткой времени фиксации в интервале выполнения T_1 [время начала отсчета, время фиксации] не записала данные, которые также записала T_1 . В противном случае T_1 прервется. Это предотвращает потерю обновлений. Когда T_1 будет зафиксирована, эти изменения становятся видимыми для всех транзакций, метки начала отсчета которых больше, чем метка времени фиксации T_1 .

В другой формулировке изоляции моментальных снимков определяется как комбинация четырех свойств [9]:

- внутренняя согласованность (англ. *internal consistency*);
- внешняя согласованность (англ. *external consistency*);
- префикс (англ. *prefix*) — здесь и далее это означает, что транзакции становятся видимыми для всех узлов в одном и том же порядке;
- отсутствие конфликта (англ. *NoConflict*) — здесь и далее это означает, что если две транзакции изменяют один и тот же объект, одна должна быть видна другой.

3.2.1 Чтение фиксированных данных(англ. *Read Committed*)

Модель согласованности, которая усиливает read uncommitted, предотвращая грязное чтение(англ. *Dirty Read*, P_1). Тем не менее, в процессе работы одной транзакции другая может быть успешно завершена, а также сделанные ею изменения зафиксированы. В итоге первая транзакция будет работать с измененными данными.

Это транзакционная модель: операции (обычно называемые «транзакциями») могут включать несколько примитивных подопераций, выполняемых по порядку. Это также мультиобъектное свойство: операции могут действовать на несколько объектов в системе.

Чтение фиксированных данных не требует отдельного процесса между транзакциями. Процесс может наблюдать запись, а затем не наблюдать эту же запись в последующей транзакции. Фактически, процесс может не отслеживать свои предыдущие записи, если эти записи происходили в разных транзакциях.

3.2.2 Чтение незафиксированных данных(англ. *Read Uncommitted*)

Модель согласованности, которая запрещает грязную запись (англ. *Dirty Write*, P_0), но допустимы неповторяющееся чтение (англ. *Fuzzy Read*, P_2), фантомное чтение (англ. *Phantom*, P_3), грязное чтение (англ. *Dirty Read*, P_1).

Это транзакционная модель: операции (обычно называемые «транзакциями») могут включать несколько примитивных под операций, выполняемых по порядку. Это также мультиобъектное свойство: операции могут действовать на несколько объектов в системе.

Модель гарантирует отсутствие потерянных обновлений. Если несколько параллельных транзакций пытаются изменять одни и те же данные, то в окончательном варианте данные будут результатом выполнения всех успешно завершенных транзакций. При этом возможно чтение не только логически

несогласованных данных, но и данных, изменения которых еще не зафиксированы.

Типичный способ реализации данного уровня изоляции — блокировка данных на время выполнения команды изменения, что гарантирует, что команды изменения одних и тех же строк, запущенные параллельно, фактически выполняются последовательно, и ни одно из изменений не потеряется. Транзакции, выполняющие только чтение, при данном уровне изоляции никогда не блокируются.

3.3 Граф сериализации [1] [2]

Сначала определим различные типы конфликтов-зависимостей чтения/записи, которые могут возникать в базах данных, а затем определим *граф сериализации* (*DSG*). Для удобства мы определим три типа зависимостей. Здесь и далее T_i/T_j - транзакции.

3.3.1 Зависимость записи (англ. *Directly Write-Depends*)

В дальнейшем будем обозначать данный тип *ww*. Обозначение в *DSG*: $T_i \xrightarrow{ww} T_j$

Описание: T_j зависит от T_i , когда T_i устанавливает x_i , а T_j устанавливает следующую версию x .

3.3.2 Зависимость чтения (англ. *Directly Read-Depends*)

В дальнейшем будем обозначать данный тип *wr*. Обозначение в *DSG*: $T_i \xrightarrow{wr} T_j$

Описание: T_j зависит от T_i , когда или или:

- T_i устанавливает x_i , T_j читает x_i ;

- T_i фиксирует изменение, а затем T_j выполняет чтение на основе предикатов таким образом, что набор объектов, соответствующих предикату, изменяется фиксацией T_i . Кроме того, T_i — это самая последняя транзакция, в которой было зафиксировано изменение, влияющее на соответствие T_i .

3.3.3 Анти зависимость (англ. *Directly Anti-Depends*)

В дальнейшем будем обозначать данный тип rw . Обозначение в DSG : $T_i \xrightarrow{rw} T_j$

Описание: T_j зависит от T_i , когда или или:

- T_i считывает некоторую версию x_i объекта x , а затем T_j фиксирует следующую версию x в истории версий;
- T_i выполняет чтение на основе предикатов, а T_j перезаписывает это чтение(то есть фиксирует более позднюю (следующую) версию объекта).

3.3.4 Граф сериализации(англ. *Direct Serialization Graph, DSH*)

DSG имеет один узел для каждой совершенной транзакции. Направленные ребра между этими узлами представляют зависимости чтения/записи/анти. Транзакция T_2 зависит от T_1 , если в графе есть путь от T_1 до T_2 .

При построении DSG начинаем с добавления узлов для каждой зафиксированной транзакции. Затем добавляем ребро wr , rw или ww зависимости для всех пар транзакций, если выполняются условия зависимости.

3.4 Нарушения согласованности

В этом разделе мы дадим описание упомянутых выше нарушений и аномалий, а также некоторые аномалий, которые будут упомянуты далее.

3.4.1 Грязная запись (англ. *Dirty Write*, P_0) [3]

Грязная запись происходит, когда одна транзакция перезаписывает значение, которое ранее было записано другой транзакцией, все еще находящейся в процессе исполнения.

Одна из причин, по которой грязные записи плохи, заключается в том, что они могут нарушить согласованность базы данных. Предположим, что между x и y существует ограничение (например, $x = y$), и транзакции T_1 и T_2 поддерживают согласованность ограничения, если выполняются отдельно. Однако ограничение может быть легко нарушено, если две транзакции записывают x и y в разных порядках, что может произойти только при наличии грязных записей.

Еще одна насущная причина защиты от грязных записей заключается в том, что без защиты от них система не может автоматически откатиться к образу «до» при прерывании транзакции.

3.4.2 Грязное чтение (англ. *Dirty Read*, P_1)

Грязное чтение — явление, когда одна транзакция считывает изменения, внесенные другими незафиксированными (или даже прерванными) транзакциями. [10]

Недостаточно предотвратить только чтение значений, записанных транзакциями, которые в конечном итоге откатываются, необходимо предотвратить чтение значений из транзакций, которые в конечном итоге также фиксируются. [3]

В реализации на основе блокировки хорошо сформированные операции чтения и записи в сочетании с удержанием кратковременных блокировок чтения и длительных блокировок записи предотвратят грязные операции чтения. [3]

3.4.3 Неповторяющееся чтение (англ. *Fuzzy Read*, P_2)

Неповторяющееся чтение — это явление, которое возникает, когда значение считывается дважды во время транзакции, и эти считанные значения отличаются между чтениями. Это возможно, когда значение, считанное транзакцией, все еще находящейся в процессе исполнения, перезаписывается другой транзакцией. Даже без повторного считывания значения, которое фактически происходит, это все равно может привести к нарушению инвариантов базы данных. [3]

В реализации блокировки хорошо сформированные операции чтения и записи в сочетании с длительными блокировками чтения и записи для элементов данных, но только кратковременные блокировки для чтения на основе предикатов предотвратят неповторяющееся чтение. [3]

3.4.4 Фантомное чтение (англ. *Phantom*, P_3)

Фантомное чтение происходит, когда транзакция выполняет два идентичных запроса во время обработки, но возвращаемые результаты этих двух запросов различны. [10]

3.4.5 Грязное обновление(англ. *Dirty Update*)

Грязное обновление происходит, когда операция записи переводит прерванное состояние в зафиксированное состояние.

3.4.6 G0 (цикл записи, англ. *Write Cycle*)

История показывает цикл записи, если ее граф сериализации содержит цикл, полностью состоящий из ребер зависимости записи(ww). Обратите внимание, что это определение охватывает циклы записи, в которых задействовано более 2 объектов.

Цикл записи происходит, когда две транзакции записывают один и тот же набор данных. Предотвращение циклов записи является минимальным требованием для наличия функциональной базы данных, гарантируя, что записи, выполняемые транзакцией A , не перезаписываются транзакцией B , пока транзакция A все еще выполняется. [10]

3.4.7 G-cursor

$G\text{-cursor}(x)$ — граф направленной сериализации, ограниченный одним объектом x , содержит анти-зависимый цикл и по крайней мере одно ребро зависимости записи.

3.4.8 G1

G1: включает в себя три феномена:

- G1a (прерванное чтение, англ. *aborted read*): T_2 считывает некоторый объект (в том числе с помощью чтения предикатов), измененный T_1 , и T_1 прерывается. Чтобы предотвратить прерывание чтения, если T_2 читает из T_1 и T_1 прерывается, T_2 также должен прерваться — известный как каскадное прерывание;
- G1b (промежуточное чтение, англ. *intermediate read*): T_2 считывает версию некоторого объекта (в том числе с помощью чтения предикатов), измененную T_1 , и это не было окончательной модификацией этого объекта T_1 . Чтобы предотвратить промежуточное чтение, транзакции могут быть разрешены к фиксации только в том случае, если они прочитали окончательные версии объектов из других транзакций;
- G1c (циклический информационный поток, англ. *cyclic information flow*): граф сериализации содержит направленный цикл, полностью состоящий

из ребер зависимостей (чтение и запись). Если на T_1 влияет T_2 , то нет никакого пути, по которому T_2 также может влиять на T_1 .

3.4.9 G2-item

G2-item(anti-dependency cycle, цикл антизависимости) возникает, когда DSG содержит направленный цикл, имеющий одно или несколько ребер антизависимости(rw).

Методология проверки согласованности распределенных систем

Итак, в предыдущей главе мы рассмотрели некоторые нарушения и аномалии, которые нарушают гарантии согласованности распределенной системы. Несмотря на то, что они встречаются довольно часто, их сложно обнаружить. В этой главе мы рассмотрим инструмент, разработанный специально для проверки того, соответствует ли распределенная система и ее транзакции своим гарантиям согласованности и изолированности.

4.1 Jepsen

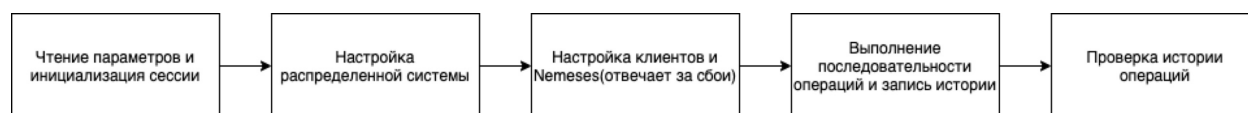


Рис. 4.1: Схема работы Jepsen-тестирования

Jepsen — это библиотека для функционального языка Clojure.

Jepsen проверяет систему, генерируя случайные последовательности операции (например, чтение, запись, cas) в распределенной системе, записы-

вая метку времени и продолжительность каждой операции, а также создавая модель системы в памяти. Также Jepsen может генерировать последовательности транзакций из различных операций. А затем он пытается доказать, имеет ли история событий смысл с учетом заданной модели согласованности.

Jepsen также может генерировать разные сбоев в распределенной системе, например, проблемы с сетью, уничтожение компонентов, а также генерацию случайной нагрузки.

При запуске теста jepsen сначала подключается по ssh к каждому узлу, загрузит, распакует и настроит на них распределенную систему. После запускаются клиентские процессы. и процессы-сбои (англ. *nemesis*). Во время теста в jepsen есть два типа процессов: один - клиент, который будет выполнять различные операции с системой (с интервалом и частотой, заданных в генераторе), а другой - *nemesis*, который будет вносить сбои и разрушения и выполнять восстановление системы. После завершения операций jepsen будет использовать checker (после jepsen 2.0 это будет Elle), чтобы проверить правильность истории операций с определенными моделями согласованности.

4.1.1 Jepsen and docker

В данном исследовании мы будем запускать кластер Jepsen на одном компьютере, используя docker compose. Это упрощает и стандартизирует выполнение тестов.

Репозиторий Jepsen предоставляет базовые настройки для запуска тестов в докере. Он поддерживает 3 вида контейнеров:

- jepsen-control: управляет другими узлами, настройкой и удалением, генерирует данные и сбои;
- jepsen-nX: один из узлов в кластере(по умолчанию таких узлов 5);
- jepsen-node: используется агентом для создания сбоев (*nemesis*).

4.1.2 Как анализировать результаты

При каждом запуске *jepsen* создает новый каталог в *store/* директории, и мы можем увидеть последние результаты в папке *store/latest*. Там лежат несколько файлов. Файл *history.txt* содержит операции, которые выполнял тест. Файл *jepsen.log* — копия консоли для этого запуска, *jepsen.log* есть журнал всех операций, выполненных *jepsen* к тестируемой системе, и, наконец, *test.fressian* — это необработанные данные теста, включающие полную историю операций, *timeline.html* — это html документ, который показывает удобную временную шкалу операций. Эта шкала очень полезный инструмент для понимания порядка операций в тесте и выявления причин несогласованности результатов теста. Синий цвет указывает на то, что операция прошла успешно, красный - на неудачную операцию (состояние системы не изменилось), а оранжевый - на неопределенную операцию.

4.2 Elle

Elle — это инструмент для анализа транзакций. Он способен автоматически выводить график логического порядка транзакций и искать циклы в этом графике для выявления нарушений согласованности. Например, если транзакции образуют логический цикл, то невозможно сказать, какая транзакция произошла до и после, а значит, нарушается гарантия линеаризуемости. Дополнительно проверяется наличие прерванных и промежуточных считываний и другие нарушения.

Elle не является полным: он может не идентифицировать аномалии, которые присутствовали в тестируемой системе. Это следствие двух факторов:

- Elle проверяет истории, наблюдаемые в реальных базах данных, где результаты транзакций могут остаться незамеченными, а информация о времени может быть не такой точной, как хотелось бы;

- проверка сериализуемости является NP-полной задачей; Elle намеренно ограничивает свои выводы теми, которые можно решить за линейное (или лог-линейное) время.

4.2.1 Список возможных аномалий

- G0 (цикл записи),
- G1a (прерванное чтение),
- G1b (промежуточное чтение),
- G1c (cyclic information flow, циклический поток информации),
- G-single (read skew, перекося чтение) ,
- G2-item (anti-dependency cycle, цикл антизависимости)).

Инструмент также умеет проверять согласованность внутри одной транзакции: то есть можно проверить, что транзакции считывают значения, соответствующие их собственным предыдущим записям, нет дублирующихся элементов и неожиданных элементов (например, элементов, которые никогда не были записаны).

Исследование согласованности Azure Cosmos DB

5.1 Azure Cosmos DB

Azure Cosmos DB - это коммерческий (с закрытым исходным кодом) глобально распределенный многомодельный сервис баз данных Microsoft «для управления данными в планетарном масштабе», запущенный в мае 2017 года. Он не зависит от схемы, горизонтально масштабируем и обычно классифицируется как база данных NoSQL.

Cosmos DB поддерживает несколько API: SQL, Cassandra, MongoDB, Gremlin, Table. Здесь под SQL подразумевается документ-ориентированный API, который раньше назывался DocumentDB, и он значительно отличается от привычных реляционных баз данных.

Документная модель Cosmos DB хранит данные в контейнерах (*containers*), состоящих из элементов (*items*). Все настройки масштабирования, пропускной способности, индексирования указываются на уровне контейнера. База данных, по большому счету — именованное объединение контейнеров.

5.2 Уровни согласованности [4]

Одной из особенностей Azure Cosmos DB является то, что она позволяет выбрать один из 5 уровней согласованности, который будет удовлетворять нужным критериям.

5.2.1 Строгая (англ. *strong*)

Данные синхронно реплицируются на все реплики в режиме реального времени. Гарантирует линеаризацию. Это означает, что порядок операций сохраняется, и считывания гарантированно возвращают самую последнюю версию элемента в базе данных. Клиент всегда получает последние изменения в данных по запросу. Никогда не будет видима незафиксированная или частично измененная запись. Самая низкая производительность и доступность.

5.2.2 Ограниченное устаревание(англ. *bounded staleness*)

Данные реплицируются асинхронно с заданным окном устаревания, определяемым либо количеством записей, либо периодом времени. Запрос на чтение может отставать либо на определенное количество операций записи, либо на заранее определенный период времени. Однако при чтении гарантируется соблюдение последовательности данных. По мере приближения окна устаревания репликация данных запускается в учетной записи базы данных, заставляющей базу данных обновлять новые записи с момента последнего изменения. Низкая доступность из-за задержки синхронизации разных регионов. Более хорошая производительность.

5.2.3 Сеанс(англ. *session*)

Это уровень согласованности по умолчанию. Это обеспечивает сильную согласованность для сеанса приложения с одним и тем же токеном сеанса. Это означает, что все, что написано сеансом, также вернет последнюю версию для чтения из того же сеанса. Доступность данных относительно высока и более низкой задержкой и более высокой пропускной способностью, чем bounded staleness. Данные из других сеансов поступают в правильном порядке, просто не гарантируется, что они будут актуальными.

5.2.4 Постоянный префикс(англ. *consistent prefix*)

Эта модель согласованности аналогична bounded staleness, только без гарантии задержки. Реплики гарантируют согласованность и порядок записи, однако данные не всегда актуальны. Эта модель гарантирует, что пользователь никогда не увидит неупорядоченную запись. Высокая доступность и низкая задержка.

5.2.5 Случайная(англ. *eventual*)

Для операции чтения нет гарантии порядка данных, а также отсутствует гарантия того, сколько времени может потребоваться для репликации данных. Это слабая форма согласованности, так как могут быть считаны более старые значения чем те, которые были считаны раньше. Высокая доступность, самая высокая пропускная способность и низкая задержка.

5.3 Дизайн теста

Мы разработали тест с использованием библиотеки для тестирования распределенных систем Jepsen. Будем использовать его для оценки безопас-

ности транзакций в Azure Cosmos DB.

5.3.1 Append тест

Генератор транзакций Jepsen генерировал транзакции, состоящие из последовательности операций. Длину последовательности операций можно настраивать, для запуска тестов использовалась длина 4. Каждая операция в последовательности — это либо чтение массива значений по ключу `id`, либо добавление уникального целого числа в массив значений по ключу `id`.

Далее, используя Elle для анализа транзакций, Jepsen строит граф сериализации для каждой истории и ищет циклы для выявления аномалий.

5.4 О реализации транзакций в Azure Cosmos DB

5.4.1 TransactionalBatch

TransactionalBatch — это, как утверждает документация, способ задания транзакции из нескольких операций (`create`, `read`, `update`, `upsert`, `delete`). Эти операции либо успешно выполняются все вместе, либо завершаются сбоем. В TransactionalBatch операции выполняются с одним и тем же ключом секции в контейнере. Итак, если все операции выполняются успешно в том порядке, в котором они описаны в транзакционной пакетной операции, транзакция будет зафиксирована. Однако при сбое любой операции выполняется откат всей транзакции.

TransactionalBatch способствует увеличению производительности транзакций, как заявлено в документации.

При тестировании транзакций с использованием TransactionalBatch Elle обнаружила следующие аномалии:

- внутренняя несогласованность (англ. *Internal Inconsistency*) — транзак-

ция не соблюдает свои собственные предыдущие операции чтения и записи.

- несогласованный порядок версий (англ. *Inconsistent Version Orders*) — правила вывода предполагают циклический порядок обновления одного ключа.

Также, из отношений между аномалиями Elle[11] можно заключить, что из обнаружение в истории *Inconsistent Version Orders* аномалии следует, что *G1a* аномалия там также присутствует.

Кроме того, на уровнях **Ограниченное устаревания** и **Случайная** была обнаружена *G-item* аномалия.

Напомним, что обнаружение этой аномалии означает, что граф сериализации(*DSG*) содержит направленный цикл с одним или несколькими ребрами анти зависимости [1].

Транзакции теряют подтвержденные записи. Кроме того, оказывается, что транзакции не изолированы. То есть, транзакции в такой реализации могли влиять на результаты других транзакций. А значит, TransactionalBatch в нашей задаче использовать нельзя.

5.4.2 Хранимые процедуры(англ. *Stored procedures*)

Azure Cosmos DB обеспечивает транзакционное выполнение JavaScript кода. При использовании API SQL в Cosmos DB можно писать хранимые процедуры, триггеры и определяемые пользователем функции (UDF) на языке JavaScript.

Только документы из одного и того же логического раздела могут быть включены в одну транзакцию. Соответственно, операции записи в разные контейнеры не могут быть выполнены транзакционно. Время выполнения одной хранимой процедуры ограничено (5 секунд), и если длительность транзакции выходит за эти рамки, она будет отменена. Есть способы реализации

«долгоживущих» транзакций через несколько обращений к серверу, но они нарушают атомарность.

Помимо того, что написанный JavaScript код будет выполняться атомарно, также данный способ реализации транзакций обещает хорошую производительность. Можно назвать следующие преимущества:

- *пакетная обработка* — это сократит затраты сетевого трафика и накладные расходы на хранение
- *предварительная компиляция* — хранимые процедуры, триггеры и определяемые пользователем функции неявно предварительно скомпилированы в формат байтового кода, чтобы избежать затрат на компиляцию во время каждого вызова скрипта. Благодаря предварительной компиляции скорость хранимой процедуры высокая, а занимаемая память небольшая.

Хранимые процедуры и триггеры всегда выполняются на основной реплике контейнера Azure Cosmos. Эта возможность гарантирует, что операции чтения в хранимых процедурах обеспечивают сильную согласованность.

5.5 Модель согласованности транзакций

Что же утверждает документация Azure Cosmos DB касательно транзакций? Давайте посмотрим. Транзакции базы данных обеспечивают безопасную и предсказуемую модель программирования для обработки одновременных изменений данных. Традиционные реляционные базы данных позволяют писать бизнес-логику с помощью хранимых процедур и/или триггеров, отправлять ее на сервер для выполнения непосредственно в ядре базы данных.

В Azure Cosmos DB поддерживаются транзакции, полностью совместимые с ACID (атомарность, согласованность, изоляция, прочность). В документации утверждается, что поддерживаемый уровень изоляции транзакций

- **изоляция моментальных снимков.** Это достаточно сильная модель, которая представляет собой базовый уровень согласованности для таких систем, как PostgreSQL.

5.6 Результаты

При тестировании Azure Cosmos DB, где мы реализовали транзакции с помощью хранимых процедур(англ. *Stored procedures*), на всех уровнях согласованности(мы запускали тесты с разными параметрами, в том числе на разных уровнях согласованности: сильная, ограниченное устаревание, сеанс, префикс и случайная) были замечены G2-item аномалии. Давайте посмотрим на несколько примеров примеры таких аномалий и попытаемся понять, противоречит ли данная аномалия требованиям к Azure Cosmos DB, заявленным в документации.

5.6.1 Тестирование базового уровня

Мы начали с того, что запустили наши тесты в упрощенном варианте, чтобы получить базовый уровень: каждая транзакция Jерsen выполняла только одну операцию чтения или добавления. Полученные истории оказались совместимыми с **изоляцией моментальных снимков.**

5.6.2 G2-item (англ. *anti-dependency cycle*, цикл антизависимости)

Пример 1

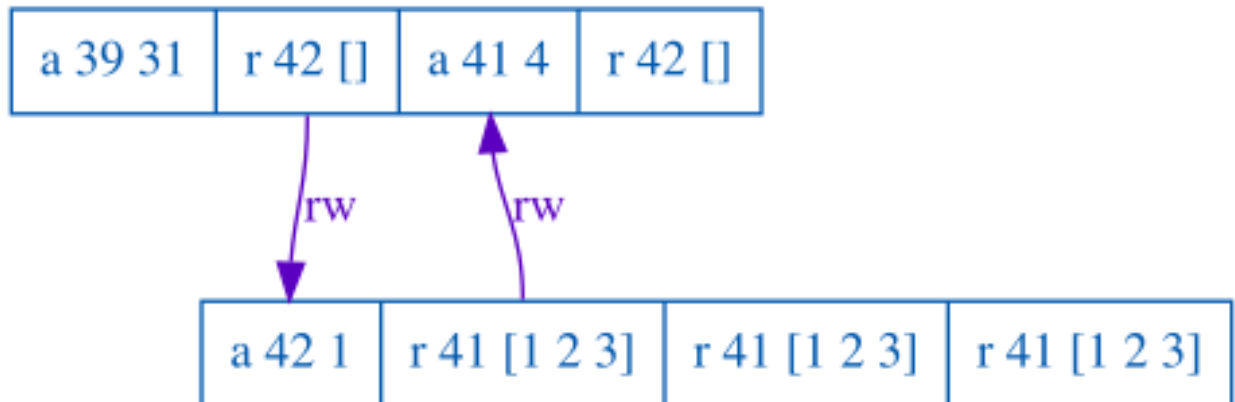


Рис. 5.1: G2-item(сгенерировано Elle)

Данная аномалия найдена при тестировании с использованием следующих параметров: уровень согласованности - ограниченное устаревание(англ. *bounded staleness*), количество потоков - 15, лимит времени на транзакцию - 120 секунд, ограничение на количество элементов по одному ключу - 128, максимальное количество операций в транзакции - 4.

Пояснение

Верхняя транзакция считывает документ 42, который оказывается пустым. Также верхняя транзакция добавляет 4 к документу 41. Нижняя транзакция добавляет 1 к документу 42 и считывает документ 41, обнаруживая, что это значения [1 2 3]. Ребра, помеченные *rw*, обозначают антизависимости чтения и записи. Эти транзакции невозможно изолировать: если бы верхняя транзакция выполнялась первой, изолированно, ее запись в документе 41 была бы видна нижней — и наоборот. Но поскольку эти транзакции не записывались в одни и те же документы, им разрешено (при **изоляции моментальных снимков**) выполняться одновременно.

Пример 2

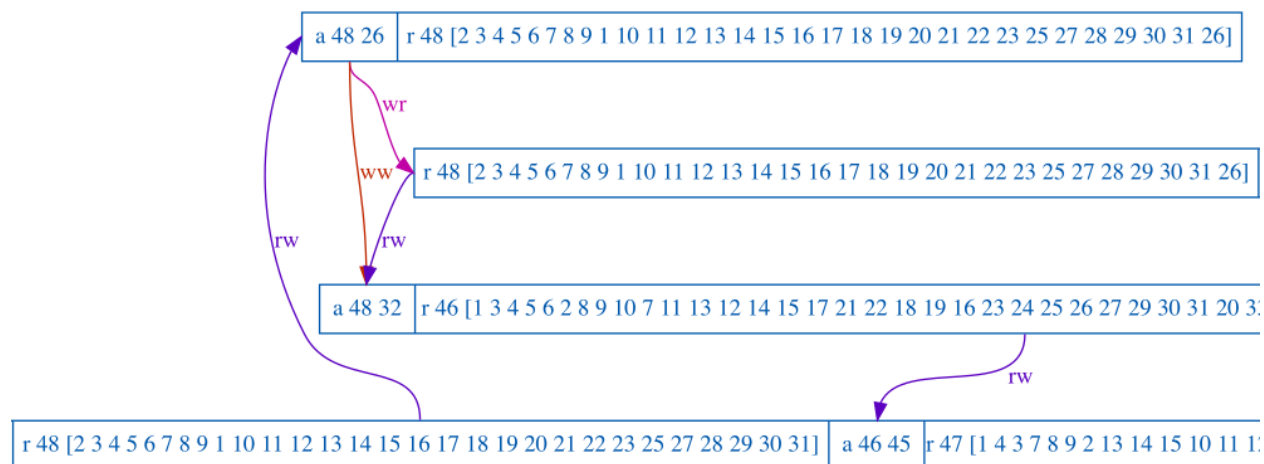


Рис. 5.2: G2-item(сгенерировано Elle)

Данная аномалия найдена при тестировании с использованием следующих параметров: уровень согласованности - постоянный префикс(англ. *consistent prefix*), количество потоков - 15, лимит времени на транзакцию - 120 секунд, ограничение на количество элементов по одному ключу - 128, максимальное количество операций в транзакции - 7.

Пояснение

Это более сложный цикл, состоящий из 4 транзакций. Каждая из этих транзакций зависит от другой. Ребра с надписью *ww* показывают зависимость записи от записи, при которой одна транзакция перезаписывает запись другой. Те ребра, на которых написано *wr*, показывают зависимость запись-чтение: одна транзакция считывает запись другой.

5.6.3 G2-item: что это значит?

Итак, давайте разберемся, что означает найденная аномалия. Заметим, что в документации Azure Cosmos DB сказано, что транзакции полностью атомарны, изолированы, согласованы и прочны («*full ACID*»). Однако это не

совсем так, потому что транзакции, поддерживающие **изоляцию моментальных снимков** не являются полностью изолированными.

То есть, полученные нами истории, по-видимому, не нарушают **изоляцию моментальных снимков**, но, тем не менее, демонстрируют циклические зависимости транзакций.

Можно ли говорить, что эти истории удовлетворяют требованиям «*full ACID*»? Возможно, но если это так, тогда следует также признать, что «**I**» в *ACID* означает только частичную изоляцию, или «*full*» означает несколько меньше, чем полная.

Данная аномалия не редкость. Примерно в 15% транзакций наблюдались аномалии во время нормальной работы, без сбоев.

Выводы

В данной работе был обозначен ряд проблем, которые возникают в распределенных системах. Зачастую они носят случайный характер. Также их сложно выявить на этапе разработки распределенной системы. Это обуславливает необходимость введения формальных определений различных моделей согласованности.

Также сложность обнаружения различных нарушений изоляции и согласованности обуславливает появление Jepsen как инструмента для проверки гарантий выполнения важнейших свойств распределенных систем. С этим инструментом мы познакомились в данной работе.

Кроме того, в этой работе мы попробовали самостоятельно проанализировать реальную базу данных — Cosmos DB. Cosmos DB утверждает, что поддерживает «полностью ACID транзакции» через изоляцию моментальных снимков. Однако использование этих транзакций осложняется запутанной документацией и API. А также изоляция моментальных снимков плохо совместима с маркетинговой фразой «*full ACID*». Мы регулярно наблюдали истории, которые казались совместимыми с изоляцией моментальных снимков, но также включали сотни аномалий G2-item (циклы анти зависимости), в которых транзакции не наблюдали эффектов друг друга. Это нормально и разрешено при изоляции моментальных снимков, но являются ли эти транзакции полностью изолированными в смысле ACID? Это спорно.

Итак, в этой работе мы провели лишь краткое исследование. В дальней-

шем в рамках развития данной работы возможно реализовать другие тесты, например, *register* тест, а также исследовать поведение базы данных при различных сбоях.

Литература

- [1] Atul Adya, Barbara Liskov, and Patrick O’Neil. Generalized isolation level definitions. pages 67–78, 01 2000.
- [2] Adrian Colyer. Generalized isolation level definitions. "<https://blog.acolyer.org/2016/02/25/generalized-isolation-level-definitions/>".
- [3] Adrian Colyer. A critique of ansi sql isolation levels. "<https://blog.acolyer.org/2016/02/24/a-critique-of-ansi-sql-isolation-levels/>".
- [4] Consistency levels in azure cosmos db. "<https://docs.microsoft.com/en-us/azure/cosmos-db/consistency-levels>".
- [5] Serdar Benderli. Chaos testing a distributed system with jepsen. "<https://medium.com/appian-engineering/chaos-testing-a-distributed-system-with-jepsen-2ae4a8bdf4e5>".
- [6] Атомарные и неатомарные операции. "<https://habr.com/ru/post/244881/>".
- [7] Модель памяти в примерах и не только. "<https://habr.com/ru/post/133981/>".

- [8] Hal Berenson, Phil Bernstein, Jim Gray, Jim Melton, Elizabeth O’Neil, and Patrick O’Neil. A critique of ansi sql isolation levels. *SIGMOD Rec.*, 24(2):1–10, May 1995.
- [9] Andrea Cerone, Giovanni Bernardi, and Alexey Gotsman. A Framework for Transactional Consistency Models with Atomic Visibility. In Luca Aceto and David de Frutos Escrig, editors, *26th International Conference on Concurrency Theory (CONCUR 2015)*, volume 42 of *Leibniz International Proceedings in Informatics (LIPIcs)*, pages 58–71, Dagstuhl, Germany, 2015. Schloss Dagstuhl–Leibniz-Zentrum fuer Informatik.
- [10] Kevin Sookocheff. Paper review: Generalized isolation level definitions. "<https://sookocheff.com/post/databases/generalized-isolation-level-definitions/>".
- [11] Kyle Kingsbury and P. Alvaro. Elle: Inferring isolation anomalies from experimental observations. *Proc. VLDB Endow.*, 14:268–280, 2020.