

Консенсус и связанные задачи

Сухорослов Олег Викторович

Распределенные системы

Факультет компьютерных наук НИУ ВШЭ

05.12.2020

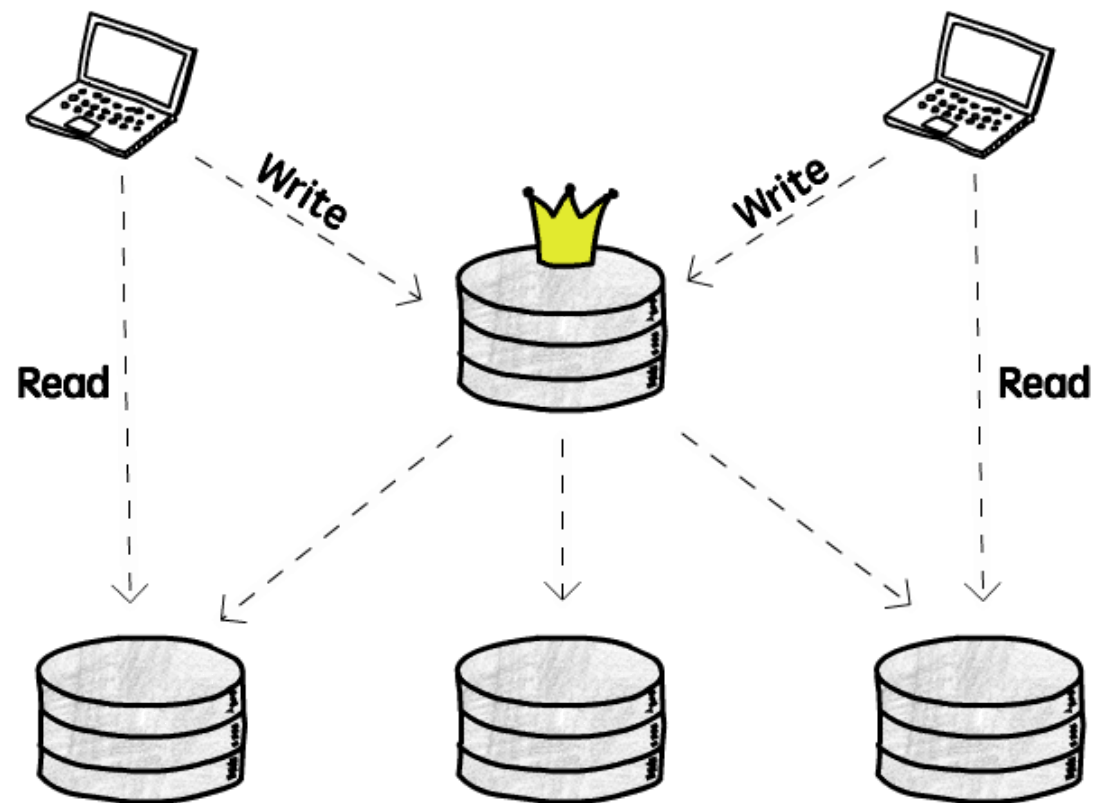
Примеры требований

- Только один клиент должен вести запись в файл
- Только один узел в системе должен играть эту роль
- У каждого пользователя должно быть уникальное имя
- Баланс счёта не должен быть отрицательным
- Не должно быть продано больше товаров, чем есть на складе
- Реплицируемое хранилище должно обеспечивать линейризуемость
- Транзакция не должна быть зафиксирована в системе частично

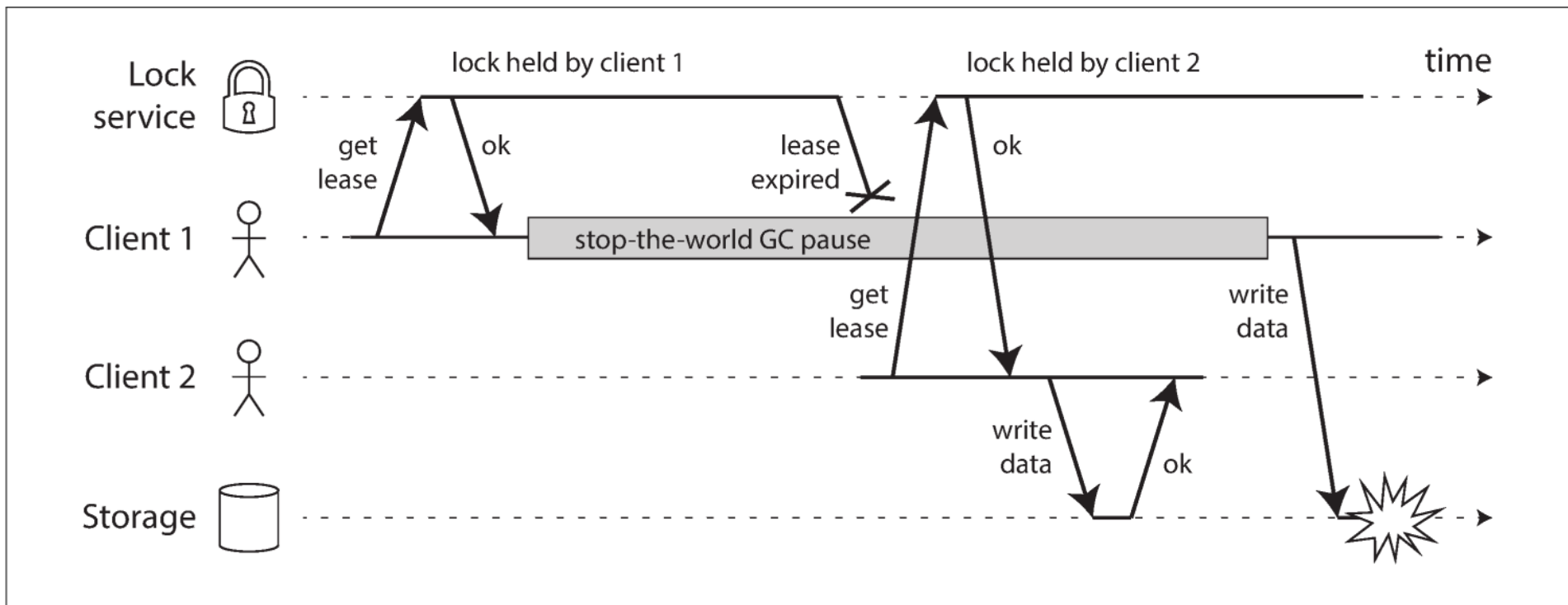
Возможные решения

- Один сервер
 - Упорядочивание операций
 - Блокировки (locks)
 - Атомарные RMW-операции типа compare-and-swap (CAS)
- Распределенная система
 - Лидер
 - Сервис блокировок
 - Координатор транзакций
 - Упорядоченная рассылка (total order broadcast)

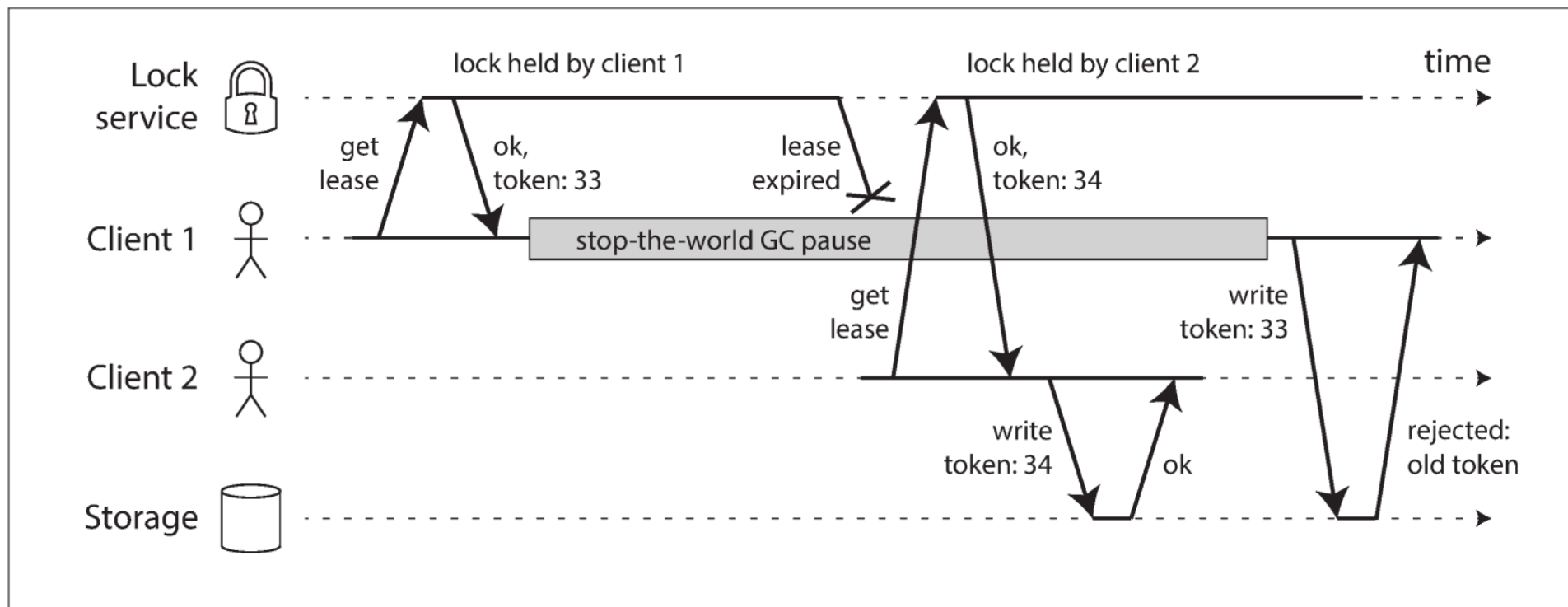
Лидер



Сервис блокировок



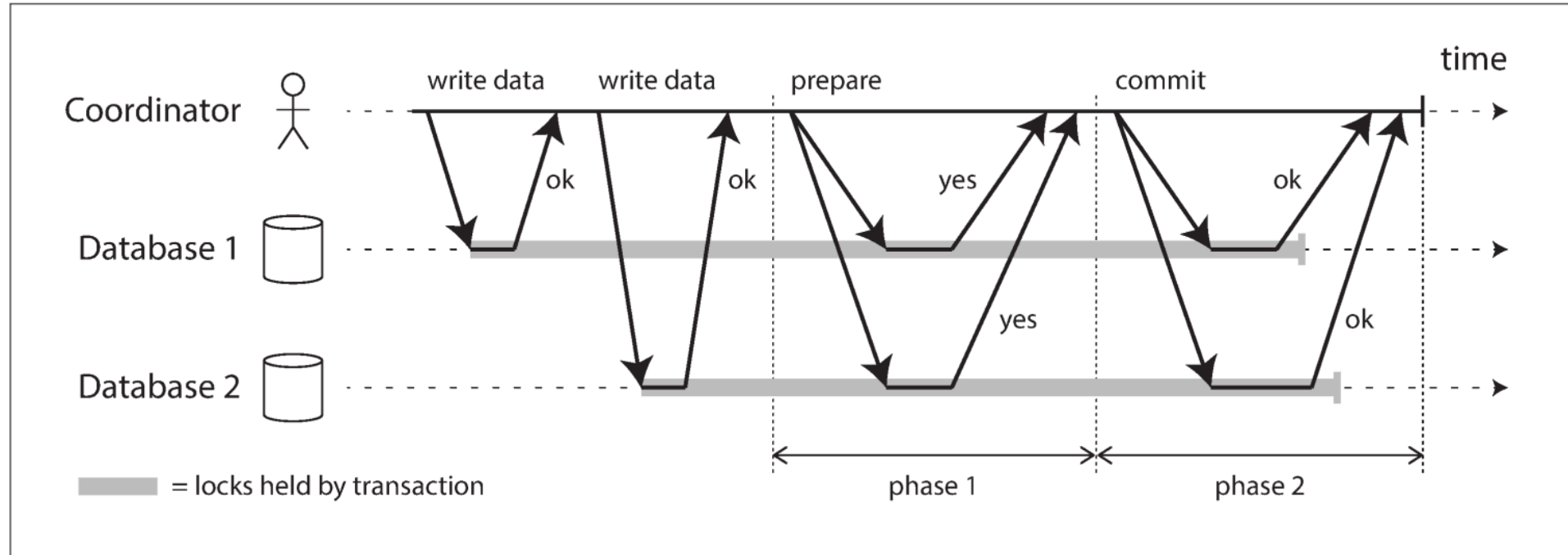
Техника Fencing



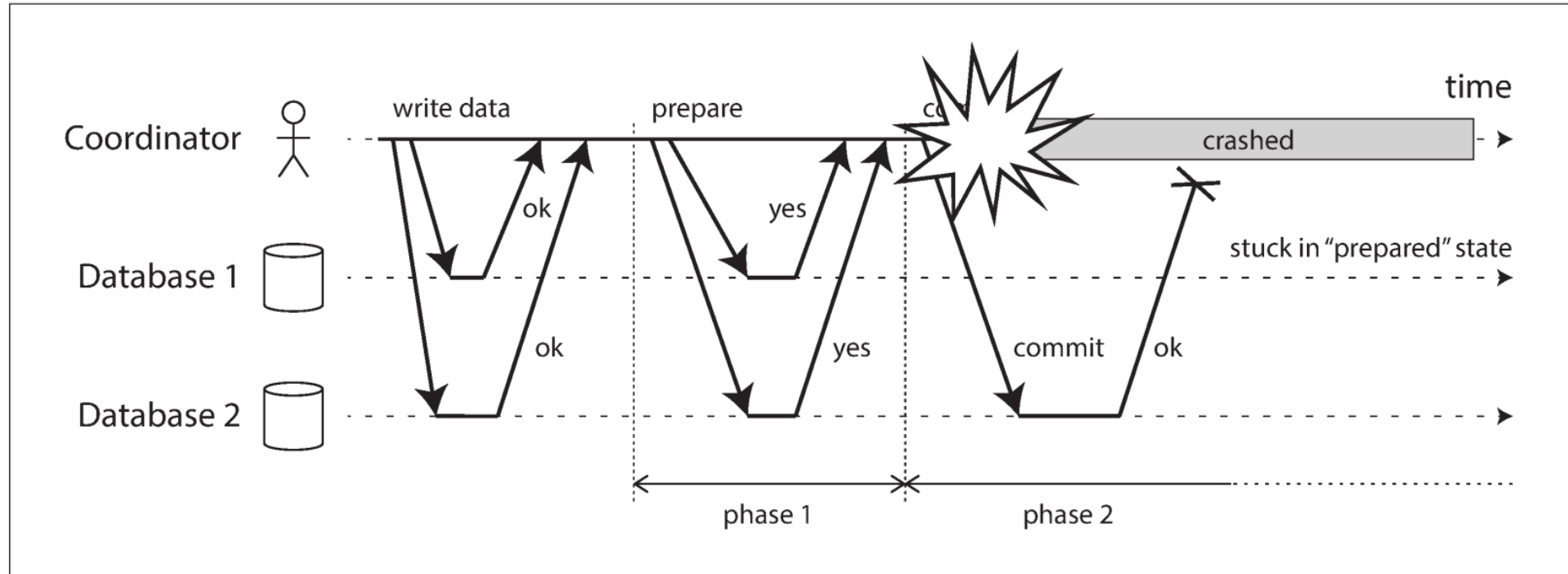
Фиксация транзакции

- Транзакция
 - Набор операций, объединенных в единую логическую сущность
 - Транзакция может быть выполнена либо целиком, либо не выполнена вообще
- Один сервер
 - Запись изменений в журнал на диске (write-ahead log)
 - Добавление записи о фиксации изменений (commit record)
 - Одно устройство (контроллер диска, на котором хранится журнал)
- Несколько серверов
 - Достаточно ли просто отправить commit на каждый сервер?
 - Изменения должны быть применены только если все серверы "согласны"
 - Примененные изменения нельзя отменить, они уже видны клиентам

Two-Phase Commit (2PC)



Отказ координатора

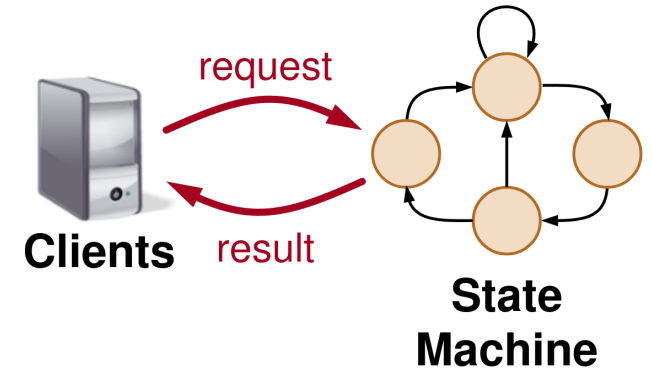


Упорядоченная рассылка

- Total order broadcast, atomic broadcast
- Надежная доставка
 - если сообщение доставлено одному узлу, то оно доставлено всем узлам
- Глобальный порядок доставки
 - сообщения доставляются всем узлам в одинаковом порядке
- Гарантий на скорость доставки нет
 - некоторые получатели могут отставать от других

Применение упорядоченной рассылки

- Репликация (данных, состояния) с поддержкой линейризуемости
 - рассылка операций по репликам
 - каждая реплика применяет операцию локально
 - т.н. state machine replication
- Реплицированный журнал (log)
 - полученное сообщение добавляется в конец журнала
 - на всех узлах префиксы журналов совпадают
- Упорядочивание блокировок
 - каждый запрос на блокировку добавляется в журнал
 - номер записи в журнале используется для fencing



Применение упорядоченной рассылки

- Фиксация транзакции
 - каждый участник рассылает свой голос (commit или abort)
 - узел В может проголосовать за А, если считает А отказавшим
 - каждый участник локально определяет окончательный исход, читая журнал
 - для каждого узла учитывается только голос из первого полученного сообщения
- Уникальность имени пользователя
 - добавить сообщение в журнал "планирую взять это имя"
 - читать журнал до тех пор, пока не будет получено это сообщение
 - проверить нет ли аналогичного сообщения от другого участника
 - (по сути получили linearizable register with atomic compare-and-set)

Эквивалентные проблемы

- Упорядоченная рассылка
- Линеаризуемый регистр с compare-and-set
- Консенсус

Решив одну из проблем, полученное решение можно использовать для решения других!

Консенсус

- Согласие, единодушное принятие чего-либо группой участников
 - обозначает как процесс принятия решения, так и само решение
- Прийти к согласию относительно чего-то между узлами РС
 - кто будет лидером
 - порядок применения операций над репликами
 - применить или откатить транзакцию
 - какой пользователь получит данный username



Консенсус (более формально)

- Один или несколько узлов предлагают значения
- Алгоритм консенсуса определяет, какое из значений принять
- Требуемые свойства
 - Никакие два корректных узла не должны принять разные значения
 - Никакой узел не принимает значение дважды
 - Если узел принял значение, то оно было предложено некоторым узлом
 - Каждый корректный узел в конце концов принимает значение
- Первые три свойства относятся к safety, последнее - к liveness

FLP Impossibility

- Не существует детерминированного алгоритма, гарантирующего достижение консенсуса в асинхронной системе, если хотя бы один процесс подвержен отказу типа crash-stop
 - Нарушается последнее свойство (termination)
- Не мешает достигать консенсуса на практике
 - Условия, приводящие к постоянному отсутствию прогресса, маловероятны
 - Реальные системы являются частично синхронными
 - Алгоритмы консенсуса используют таймауты для обеспечения termination
 - Другие способы обхода FLP: рандомизация, надежные детекторы отказов

Fischer M.J., Lynch N.A., Paterson M.S. Impossibility of distributed consensus with one faulty process (1985)

Модель системы (предположения)

- Система является **частично синхронной**
 - система может вести себя как асинхронная только в течение конечных (но неизвестных) периодов времени
 - в остальное время систем является синхронной
- Сеть моделируется с помощью **fair-loss links**
 - сообщения могут теряться, дублироваться и переупорядочиваться
 - сообщения в конце концов доходят, если не сдаваться
 - сообщения не искажаются, нет византийских отказов
- Узлы подвержены отказам типа **crash-recovery**
 - узел может внезапно упасть и потерять состояние памяти (можно использовать диск)
 - позже узел может включиться и продолжить выполнение
 - нет византийских отказов

Отказоустойчивость

- Выполнение последнего свойства (termination) требует по меньшей мере **большинства** корректных (не отказавших) узлов
 - в случае византийских отказов требуется более $2/3$ корректных узлов
- Остальные свойства (safety) могут быть гарантированы и при большем числе отказавших узлов

Алгоритмы консенсуса

- Viewstamped Replication (Oki, Liskov, 1988)
- Paxos (Lamport, 1989)
- Zab (Junqueira, Reed, Serafini, 2011)
- Raft (Ongaro, Ousterhout, 2013)

Большинство алгоритмов изначально спроектированы для консенсуса не для одного значения, а для последовательности значений

— реализуют репликацию журнала или упорядоченную рассылку

Paxos

- 1989: Leslie Lamport разрабатывает новый алгоритм консенсуса
- 1998: Lamport L. The Part-Time Parliament // ACM TOCS
- 2001: Lamport L. Paxos Made Simple // ACM SIGACT News
- 2007: Chandra T. et al. Paxos Made Live: An Engineering Perspective // PODC

The dirty little secret of the NSDI community is that at most five people really, truly understand every part of Paxos ;-)

NSDI reviewer

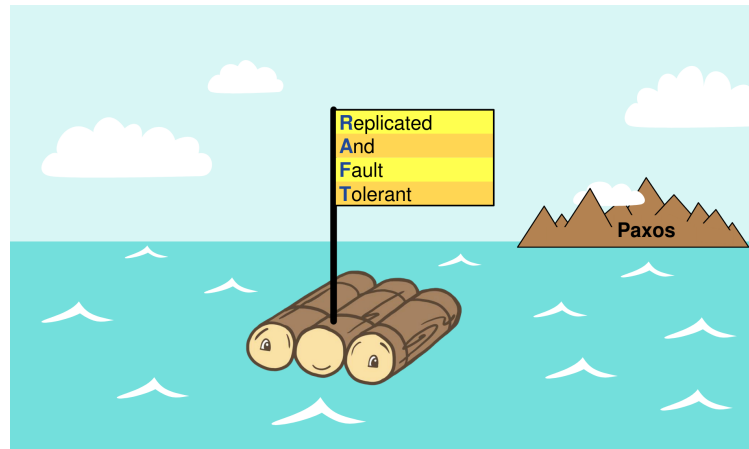
There are significant gaps between the description of the Paxos algorithm and the needs of a real-world system... the final system will be based on an unproven protocol.

Chubby authors

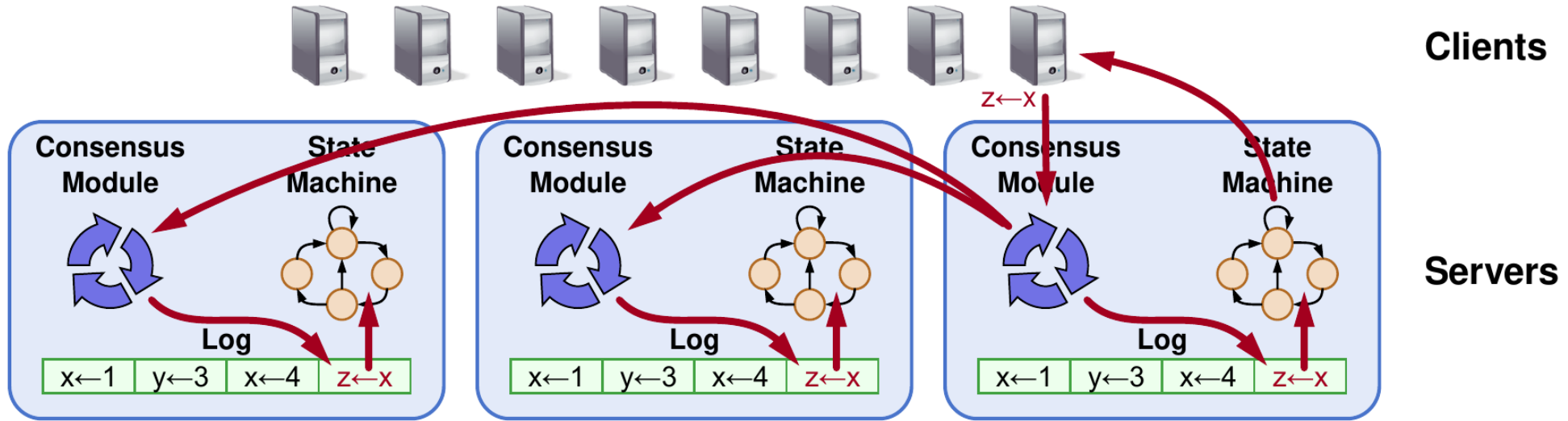
Raft

Ongaro D., Ousterhout J. In Search of an Understandable Consensus Algorithm (2014)

- Основная цель: простой для понимания и реализации алгоритм консенсуса
- Статья была отклонена 3 раза, в итоге получила Best Paper Award на Usenix ATC
- Десятки реализаций (LogCabin, etcd, hashicorp/raft)
- <https://raft.github.io/>



Replicated State Machine



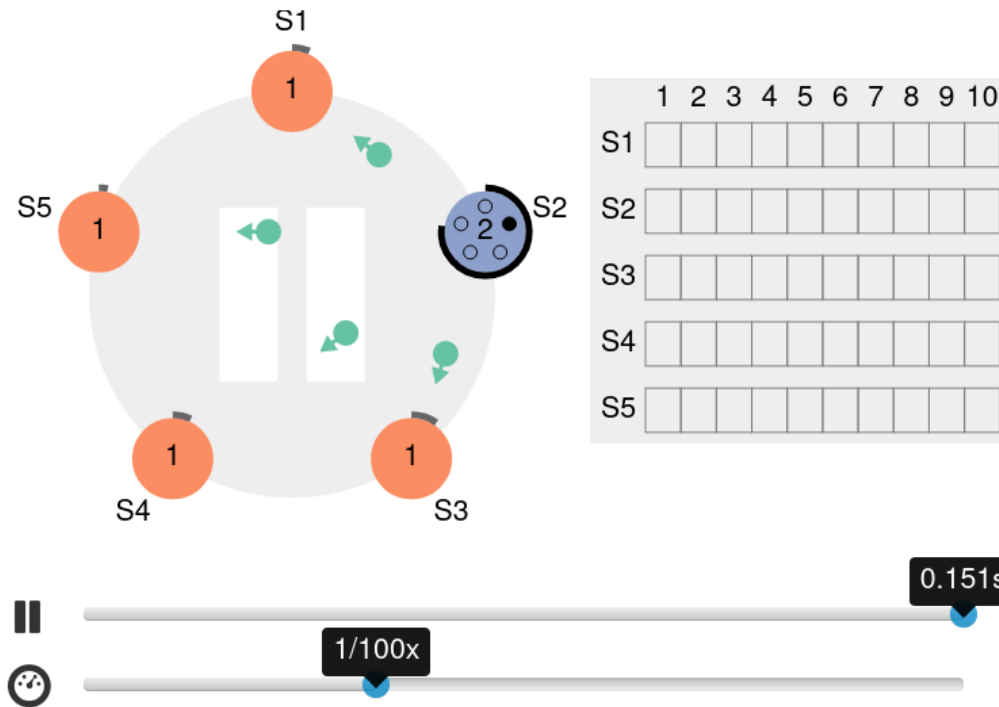
Элементы Raft

- Выборы лидера
- Репликация журнала (нормальный режим)
- Обеспечение согласованности журнала
- Безопасная смена лидера

Лидер в алгоритме консенсуса

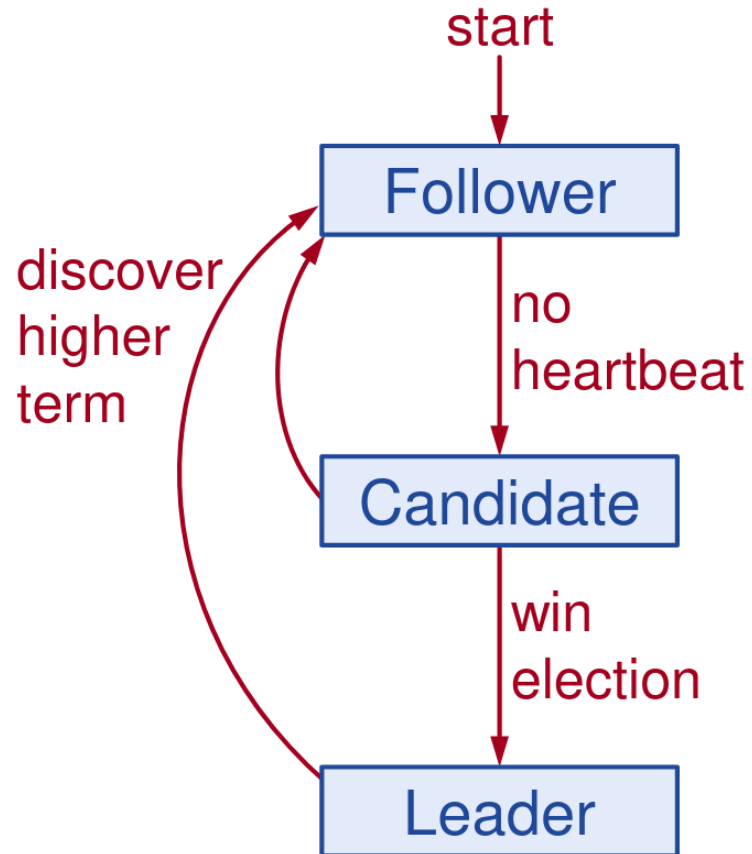
- Лидер уникален только в пределах некоторой эпохи
 - С эпохой связан уникальный номер, который монотонно растет
- При отказе текущего лидера выбирается лидер новой эпохи
 - Номер эпохи увеличивается, лидер выбирается кворумом голосов
- Несколько узлов в системе могут считать себя лидерами
 - В случае конфликта преимущество имеет лидер с большим номером эпохи
- Перед принятием решения лидер должен проверить свое лидерство
 - Отправить предлагаемое значение всем узлам
 - Получить положительный ответ от кворума узлов
 - Узел отклоняет запрос, если знает лидера с большим номером эпохи
- Кворумы голосований за лидера и за значение должны пересекаться

Визуализация Raft



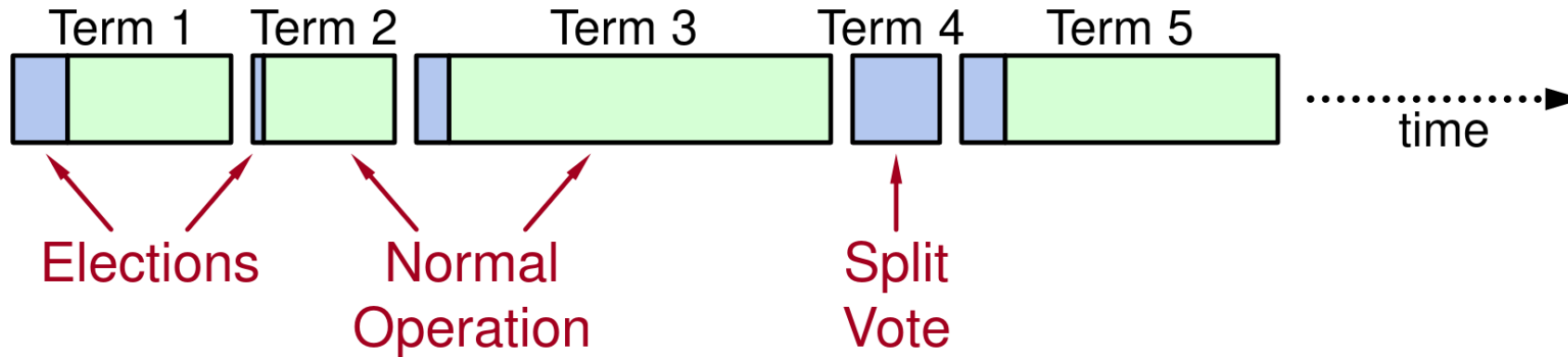
- <https://raft.github.io/raftscope/>
- <http://thesecretlivesofdata.com/raft/>

Состояния узлов



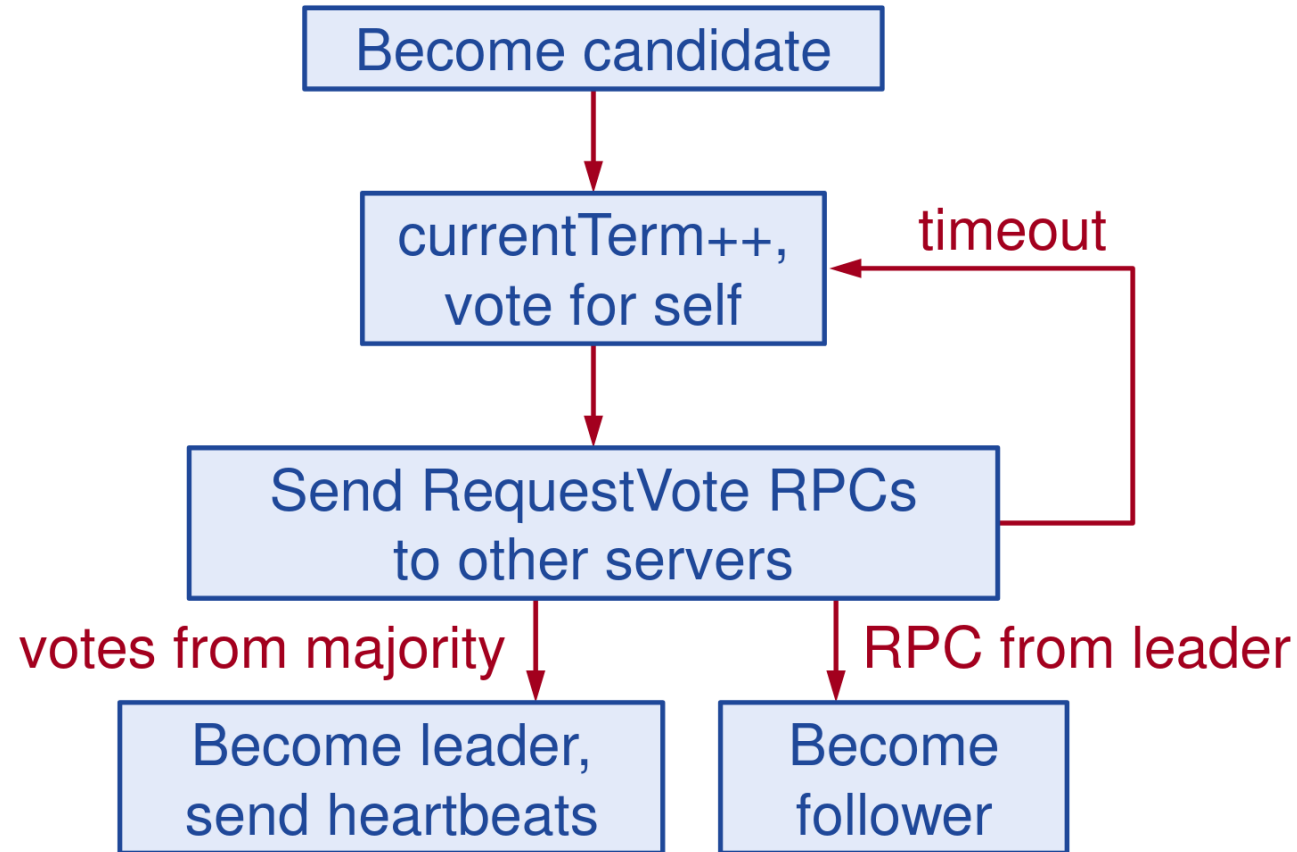
- **Follower** (подчиненный)
 - не инициирует сообщения
 - отвечает на входящие сообщения
- **Candidate** (кандидат)
 - участвует в выборах
 - отправляет сообщения *RequestVote*
- **Leader** (лидер)
 - обрабатывает запросы клиентов
 - реплицирует журнал
 - поддерживает лидерство (heartbeats)
 - отправляет сообщения *AppendEntries*

Эпохи



- В каждой эпохе (term) есть не более одного лидера
- Каждый узел хранит номер текущей (на его взгляд) эпохи
- Узлы обмениваются значениями эпох в сообщениях
- Эпохи позволяют избавиться от устаревшей информации

Выборы лидера



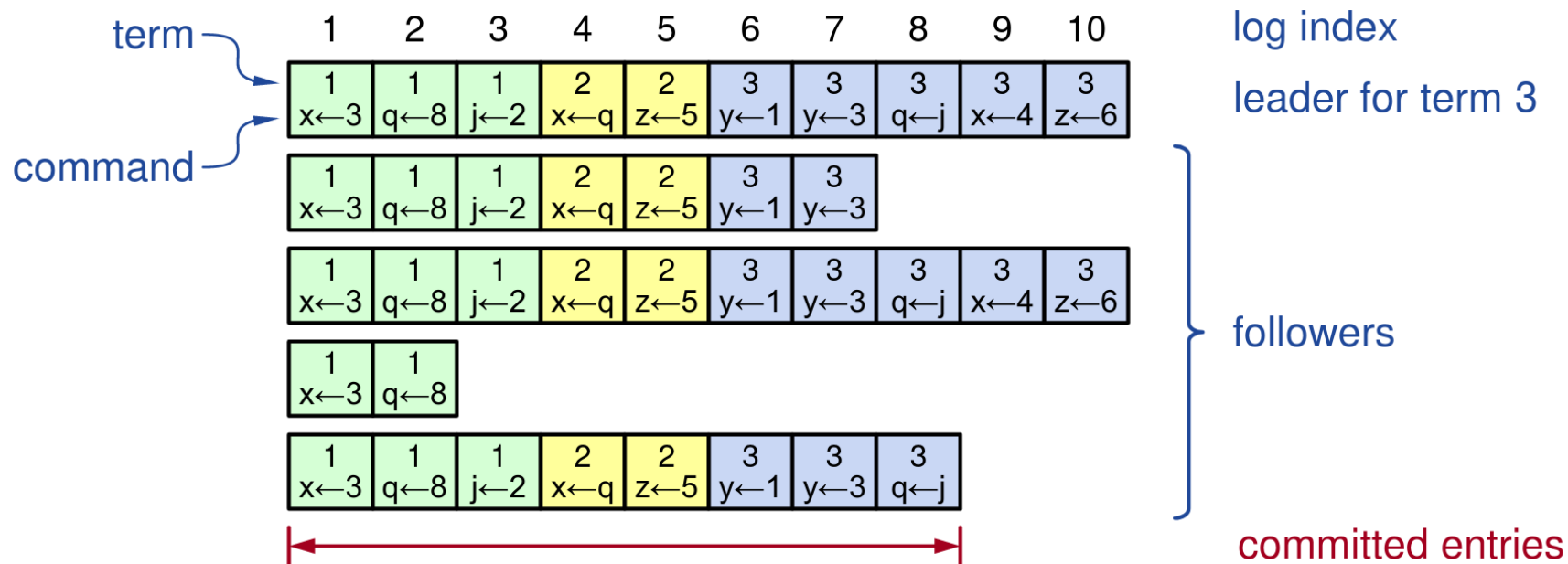
Корректность выборов

- **Safety:** не более одного победителя в рамках эпохи
 - Узел голосует не более 1 раза в эпохе, голос сохраняется на диск
 - Два кандидата не могут одновременно набрать большинство голосов
- **Liveness:** какой-то кандидат в конечном счете побеждает
 - Таймаут для запуска выборов выбирается случайно из интервала $[T, 2T]$
 - Один узел обычно выигрывает выборы до того, как истечет таймаут у остальных
 - Значение T должно быть \gg времени рассылки сообщения
 - Подход с рандомизацией гораздо проще, чем ранжирование узлов

Нормальный режим (репликация)

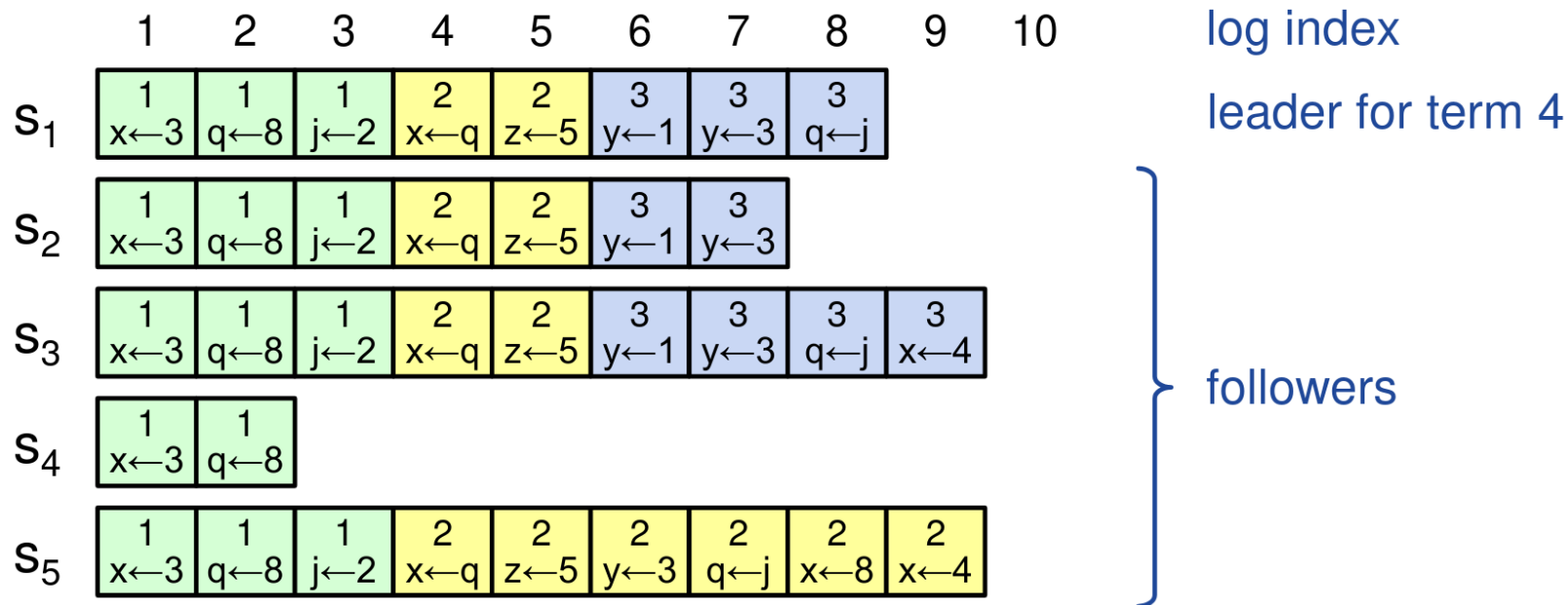
- Клиент отправляет команду лидеру
- Лидер записывает команду в конец своего журнала
- Лидер отправляет подчиненным сообщения ***AppendEntries***
- Как только большинство подчиненных ответило
 - Лидер выполняет команду на своей копии автомата (commit) и отвечает клиенту
 - Лидер уведомляет о **committed** записи подчиненных
 - Подчиненные выполняют команду на своих копиях автомата
- Сбой или отставание подчиненного?
 - Лидер повторно отправляет сообщения до достижения успеха
- При отсутствии отказов алгоритм оптимален в плане числа сообщений

Структура журнала



- Запись включает индекс, эпоху и команду
- Журнал хранится на диске и должен переживать отказы
- Запись считается **committed**, если она записана в журналы большинства узлов

Согласованность журнала




- Отказы могут приводит к нарушению согласованности копий журнала
- Raft восстанавливает согласованность журнала в ходе своей работы

Гарантируемые свойства

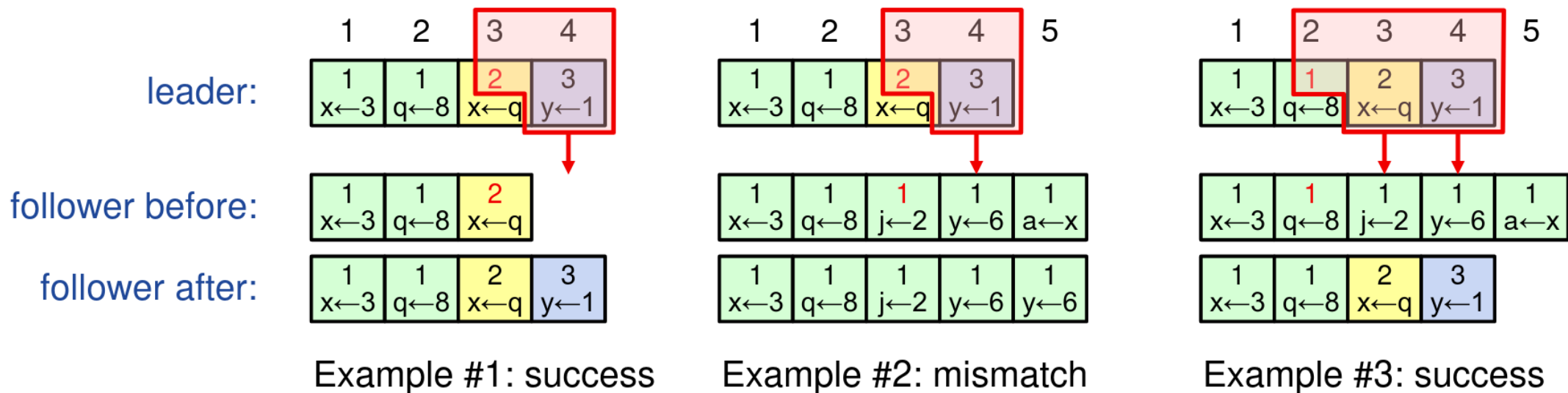
- Если записи на разных узлах имеют одинаковые индекс и эпоху, то
 - они содержат одну и ту же команду
 - все предыдущие записи в журналах идентичны

1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
1 $x \leftarrow 3$	1 $q \leftarrow 8$	1 $j \leftarrow 2$	2 $x \leftarrow q$	2 $z \leftarrow 5$	3 $y \leftarrow 1$	3 $y \leftarrow 3$	3 $q \leftarrow j$	3 $x \leftarrow 4$	3 $z \leftarrow 6$
1 $x \leftarrow 3$	1 $q \leftarrow 8$	1 $j \leftarrow 2$	2 $x \leftarrow q$	2 $z \leftarrow 5$	3 $y \leftarrow 1$	4 $x \leftarrow z$	4 $y \leftarrow 7$		



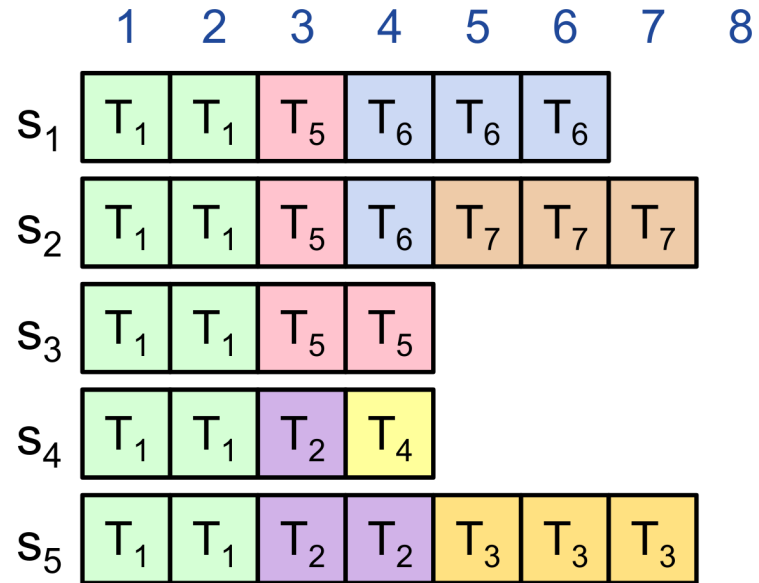
- Если запись committed, то все предыдущие записи тоже committed

Проверки при передаче изменений



- Сообщение **AppendEntries** содержит индекс и эпоху предыдущей записи
- Подчиненный отвергает запрос, если предыдущая запись не совпадает
- Механизм обеспечивает требуемые гарантии согласованности

Смена лидера



- Старый лидер мог оставить частично реплицированный журнал
- Новый лидер просто начинает выполнять нормальный режим
- Журнал лидера - "истина в последней инстанции"
- Журналы подчиненных в конце концов станут идентичны журналу лидера

Безопасность (safety)

Как только команда была выполнена автоматом, никакой другой автомат не может выполнить другую команду для данного индекса в журнале

- Лидер никогда не перезаписывает записи в своем журнале
- Только записи из журнала лидера могут быть committed
- Запись должна быть committed до выполнения этой команды автоматом
- Как только запись стала committed, все последующие лидеры должны хранить её

Выбор наилучшего лидера

- Узлы с неполными журналами не должны быть выбраны
- Кандидаты сообщают всем индекс и эпоху последней записи в их журнале
- Узел не отдает голос за кандидата, чей журнал "менее полный":

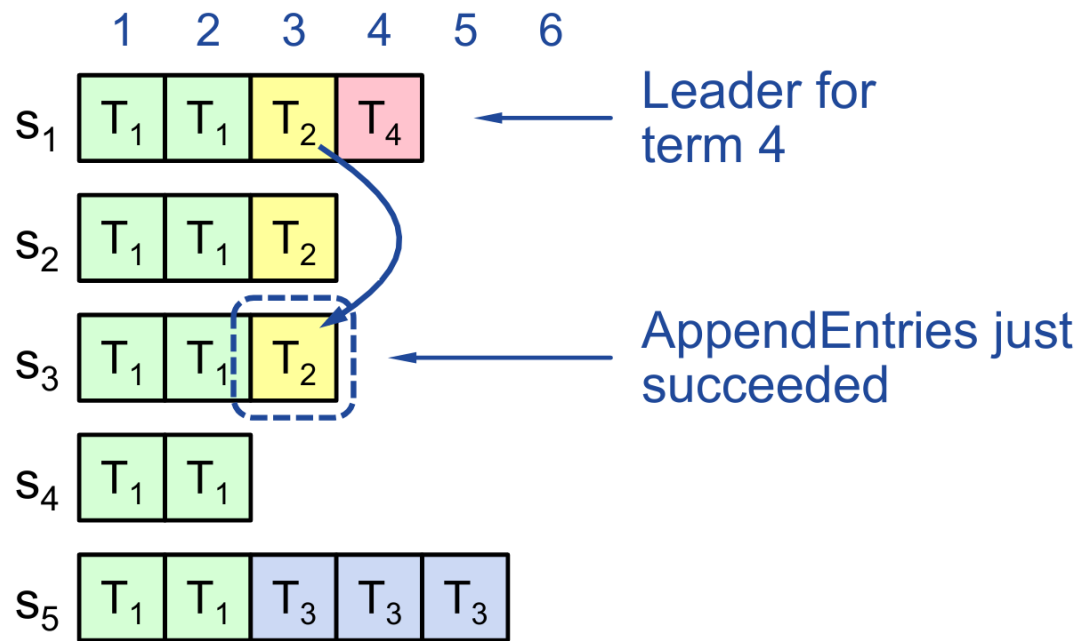
$(lastLogTerm_C < lastLogTerm_V)$ **or**

$(lastLogTerm_C = lastLogTerm_V$ **and** $lastLogIndex_C < lastLogIndex_V)$

Leader election for term 4:

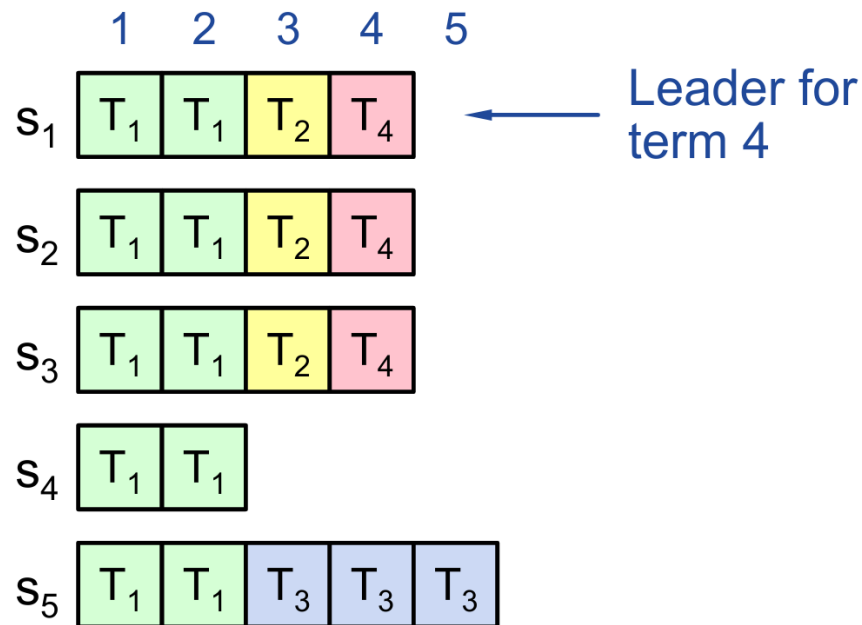
	1	2	3	4	5	6	7	8	9
s ₁	1	1	1	2	2	3	3	3	
s ₂	1	1	1	2	2	3	3		
s ₃	1	1	1	2	2	3	3	3	3
s ₄	1	1	1	2	2	3	3	3	
s ₅	1	1	1	2	2	2	2	2	2

Проблема



- Лидер пытается завершить commit для записи 3 из старой эпохи
- Запись 3 нельзя считать committed
- Если будет выбран S_5 , то запись будет перезаписана

Полное правило для commit



- Запись должна быть сохранена на большинстве узлов
- Как минимум одна запись из текущей эпохи должна быть также сохранена на большинстве узлов

Другие элементы Raft

- Изменение конфигурации кластера
- Сжатие журнала (log compaction)
- Протокол работы клиента

Недостатки алгоритмов консенсуса

- Не масштабируются горизонтально
 - производительность ограничена одним сервером
 - можно масштабировать только путем шардинга (несколько консенсус-кластеров)
- Накладные расходы на синхронизацию перед принятием значения
 - полусинхронная репликация, связанная с этим задержка
- Требуется большинство узлов
 - конфигурация из не менее 3 серверов (3 или 5 на практике)
 - недоступность одной части в случае разделения сети
- Требуется достаточно стабильное окружение
 - в основном рассчитаны на статическую конфигурацию кластера
 - нестабильность сети может приводить к отсутствию прогресса

Сервисы для координации

- Реализация примитивов для координации распределенных процессов в виде отказоустойчивого сервиса
 - Как правило в виде реплицированного key-value хранилища (3-5 узлов)
 - Данных немного, они помещаются в памяти и не изменяются очень часто
 - Согласованность данных и отказоустойчивость достигаются с помощью консенсуса
- Варианты применения
 - Выборы лидера, блокировки, хранение конфигурации, поиск и именование, отслеживание состава группы...
- Примеры
 - Chubby (Paxos), ZooKeeper (Zab), Consul (Raft), etcd (Raft)

Литература

- Kleppmann M. Distributed Systems (части 6 и 7.1)
- Ongaro D., Ousterhout J. In Search of an Understandable Consensus Algorithm (2014)

Литература (дополнительно)

- Kleppmann M. Designing Data-Intensive Applications (глава 9)
- van Steen M., Tanenbaum A.S. Distributed Systems: Principles and Paradigms (8.2, 8.5)
- Howard H., Mortier R. Paxos vs Raft: Have we reached consensus on distributed consensus? (2020)