Немного об алгоритмах консенсуса. Казалось бы, при чем тут Node.js?

Андрей Печкуров



О докладчике

- Пишу на Java (очень долго), Node.js (долго)
- Node.js core collaborator
- Интересы: веб, архитектура, распределенные системы, производительность
- Можно найти тут:
 - https://twitter.com/AndreyPechkurov
 - https://github.com/puzpuzpuz
 - https://medium.com/@apechkurov

hazelcast IMDG

- Hazelcast In-Memory Data Grid (IMDG)
- Большой набор распределенных структур данных
- Показательный пример Мар, который часто используют как кэш
- Написана на Java, умеет embedded и standalone режимы
- Хорошо масштабируется вертикально и горизонтально
- Часто используется в high-load и low-latency приложениях
- Области применения: IoT, in-memory stream processing, payment processing, fraud detection и т.д.

hazelcast IMDG

- Hazelcast In-Memory Data Grid (IMDG)
- Хотите production-ready Raft? У нас есть CP Subsystem (с Jepsen тестами и локами [©])
- https://docs.hazelcast.org/docs/4.0.1/manual/html-single/index.html#cp-subsystem



Hazelcast IMDG Node.js client

- https://github.com/hazelcast/hazelcast-nodejs-client
- Доклад про историю оптимизаций
 - Видео: https://youtu.be/CSnmpbZsVD4
 - Слайды: https://github.com/puzpuzpuz/talks/tree/master/2019-ru-nodejs-library-optimization
- P.S. Поддержки CP Subsystem в этом клиенте пока нет, но она скоро будет

План на сегодня

- Начинаем пугаться распределенных систем
- Знакомимся с видами согласованности (consistency)
- САР теорема и прочие классификации
- Что за зверь алгоритм консенсуса?
- История: Paxos и его подвиды, Raft
- CASPaxos, как один из недавних Paxos-образных
- Pet project: CASPaxos на Node.js

Начинаем пугаться распределенных систем



Упрощенная до ужаса история

- Традиционно были РСУБД на бооольших, дорогих железках
- Однако, в 80-90х уже были академический интерес к распределенным системам
- В начале 2000х некоторые компании (намек на Google) сделали ставку на доступное железо и распределенные системы
- Основной бум пришелся на 2010е годы

Распределенная система

- Назовем распределенной систему, хранящую состояние (общее) на нескольких машинах, соединенных сетью
- Для определенности будем подразумевать хранилище пар ключ-значение

Принципиальные отличия

Централизованная система	Распределенная система
Вертикальное масштабирование	Горизонтальное масштабирование
Локальные вызовы	Сетевые вызовы
< р отказа машины	> р отказа машины
> критичность отказа	< критичность отказа

Fallacies of distributed computing

- Инженеры из Sun (R.I.P.) сформулировали список заблуждений (1994):
 - The network is reliable
 - Latency is zero
 - Bandwidth is infinite
 - The network is secure
 - Topology doesn't change
 - There is one administrator
 - Transport cost is zero
 - The network is homogeneous
- P.S. Добавим сюда "Clocks are in sync"

Сеть

- Мы работаем с асинхронными сетями
- Отправленный запрос может:
 - Быть потерян при отправке туда/обратно
 - Находиться в очереди ожидания отправки (если сеть под нагрузкой)
 - Быть получен, но машина-адресат дала сбой до или во время обработки
- Единственный способ подтверждение получить ответ

Часы

- Глобальные (синхронизированные) часы невозможны без специального железа
- Монотонные часы, впрочем, доступны, но не помогут, например, при разрешении коллизий
- Байка: в Google Spanner часы в ЦОД синхронизированы в пределах 7 мс (атомные часы + GPS)

Чего мы ждем от распределенной системы?

- 1. Отказоустойчивость
- 2. Масштабируемость
- 3. Удобство поддержки (мониторинг, администрирование)

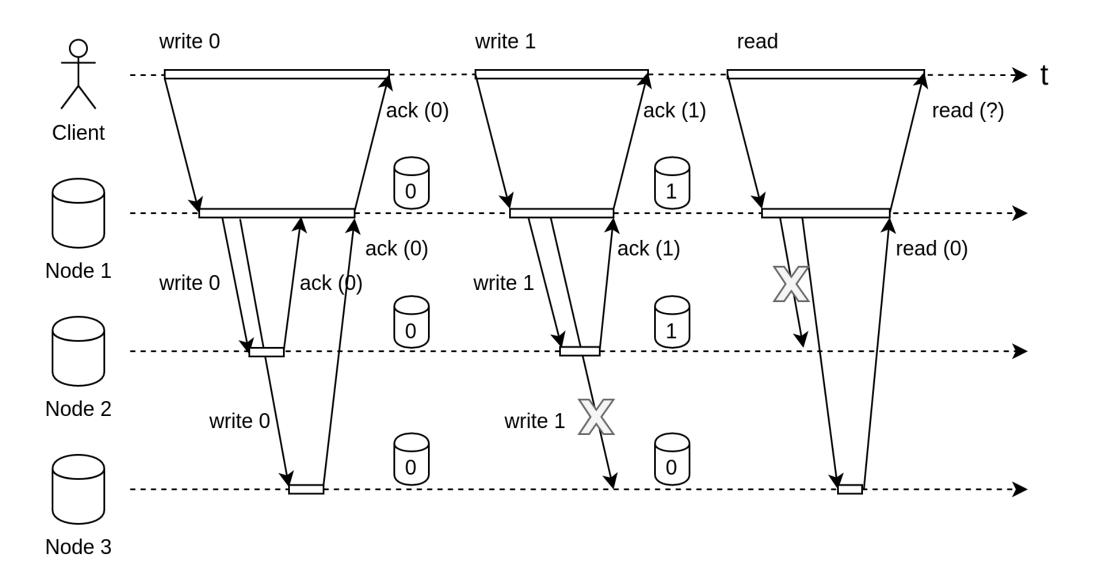
Чего мы еще ждем?

- Допустим, что от распределенного хранилища данных мы ждем того же поведения, что и от централизованного
- А именно с клиентской стороны поведение должно быть, как если бы это была централизованная система (пока остановимся на этой формулировке)

Фигня вопрос - сейчас придумаем алгоритм

- 1. Любой узел принимает клиентские запросы (прочитать/записать)
- 2. Затем отправляет операцию на все остальные узлы
- 3. Ждет ответов от большинства (консенсус жеж 😜)
- 4. Дождавшись консенсуса, отправляет клиенту сообщение об успехе

Что не так с нашим изобретением?



> Знакомимся с видами согласованности (consistency)

Неформальное определение

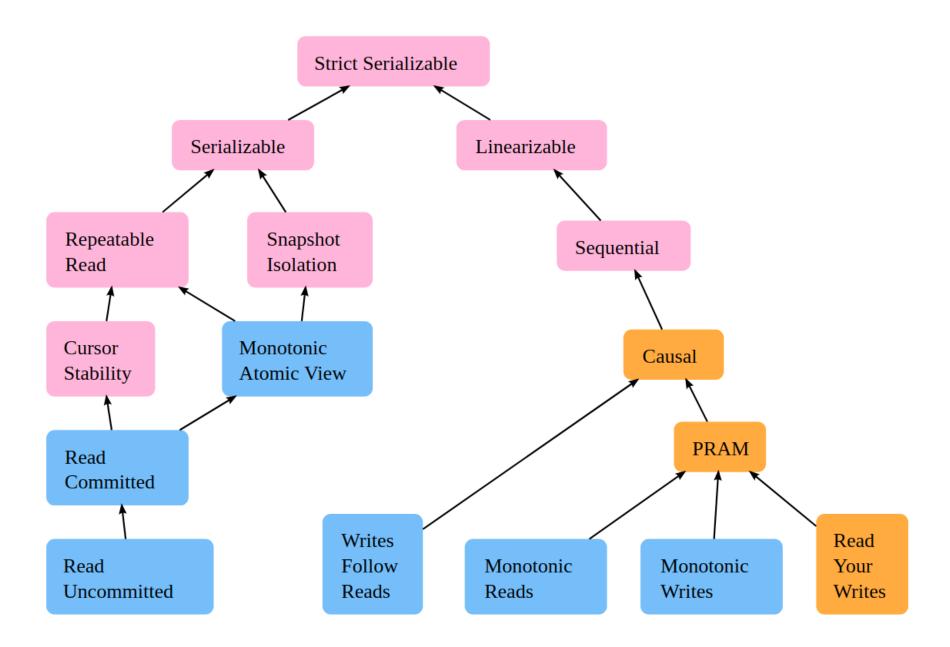
Модель согласованности (consistency model) - это гарантии, которые система (внезапно, не только распределенная) предоставляет относительно набора поддерживамых операций

Eventual consistency

Система гарантирует, что данные будут доступны на всех узлах через какое-то (неопределенное) время после завершения операций записи

Monotonic reads

Система гарантирует, что если какой-то (конкретный) клиент читает запись, последовательные чтения той же записи вернут то же самое, или более познее значение

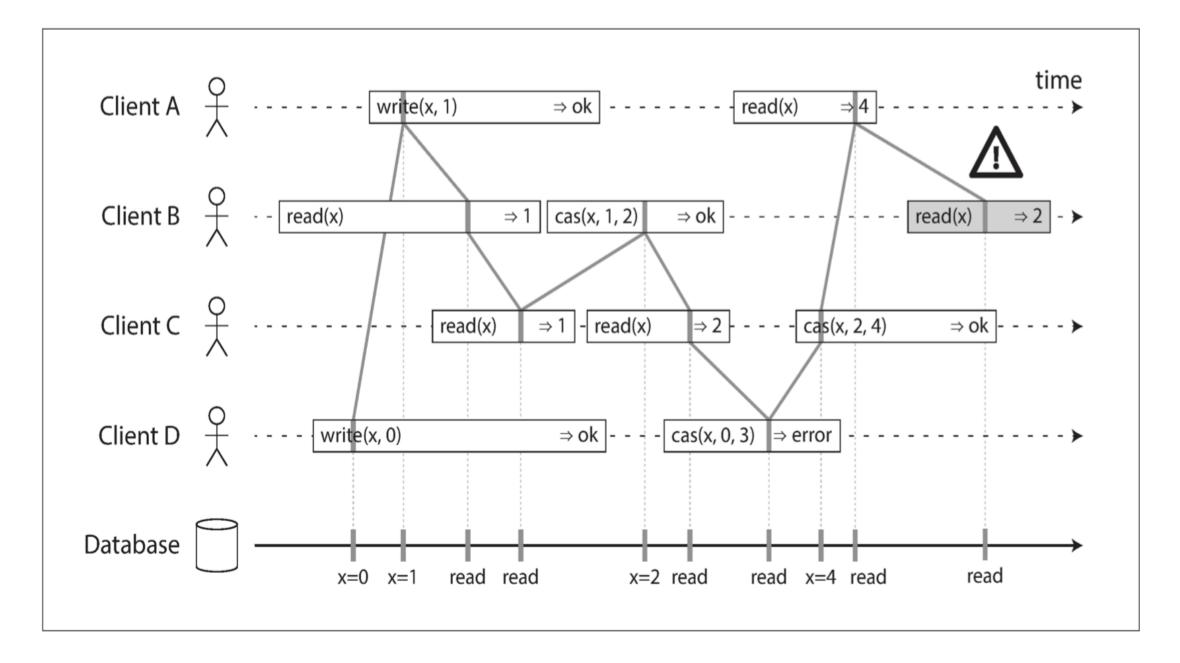


Linearizability

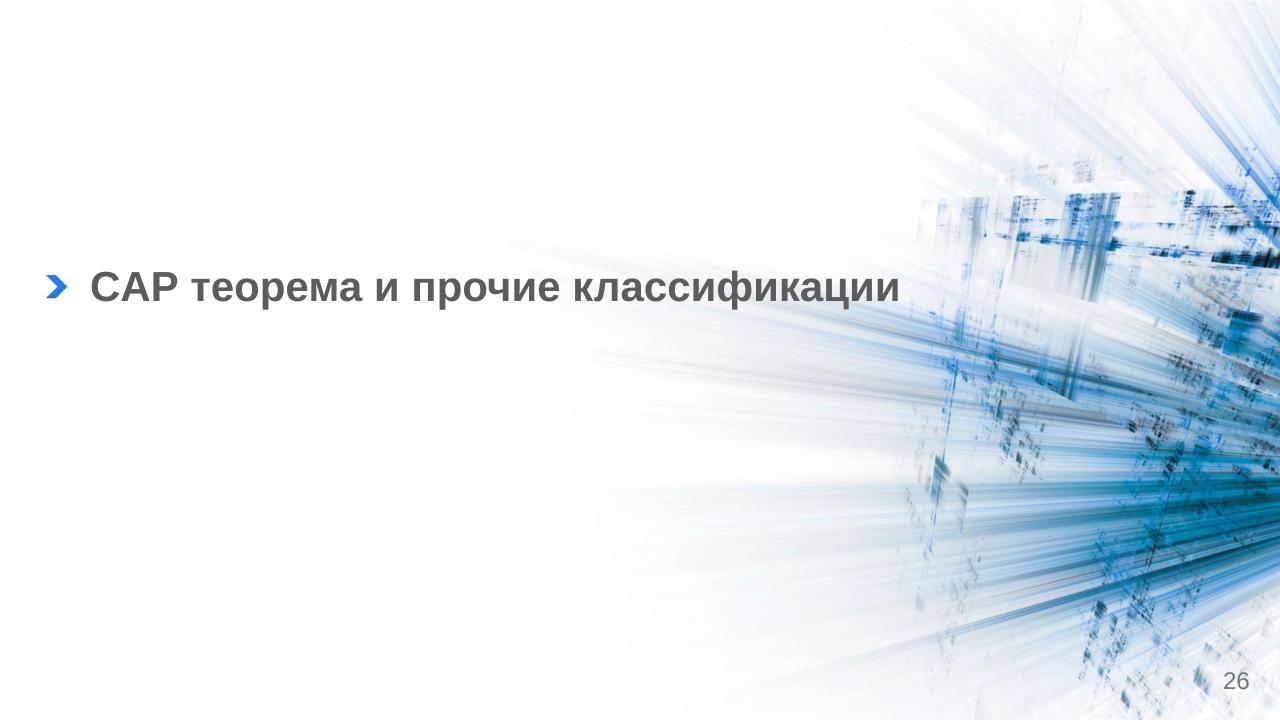
- Одна из наиболее строгих (сильных) моделей согласованности для одного объекта
- Именно ее мы подразумевали (надеюсь ранее):
 "с клиентской стороны поведение должно быть, как если бы это была централизованная система"

Неформальное определение linearizability

- Система гарантирует, что каждая операция выполняется атомарно, в **некотором** (общем для всех клиентов) порядке, не противоречащим порядку выполнения операций в реальном времени
- Т.е. если операция А завершается до начала операции В, то В должна учитывать результат выполнения операции А



Source: DDIA book



САР теорема

- Сформулирована Eric Brewer в 1998, как утверждение
- В 2002 появилось формальное доказательство
- Рассматривается система с одним регистром
- CAP:
 - Consistency: здесь подразумевается линеаризуемость
 - Availability: каждый запрос, полученный нормально функционирующим узлом системы, должен приводить к ожидаемому ответу (не к ошибке)
 - Partition tolerance: подразумевает коммуникацию через асинхронную сеть

Partition tolerance

Network partition - сценарий, когда узлы продолжают функционировать, но некоторые из них не могут общаться между собой

Неформальное определение

В условиях network partition рассматриваемая система может быть:

- Доступна (АР)
- Согласована (СР)

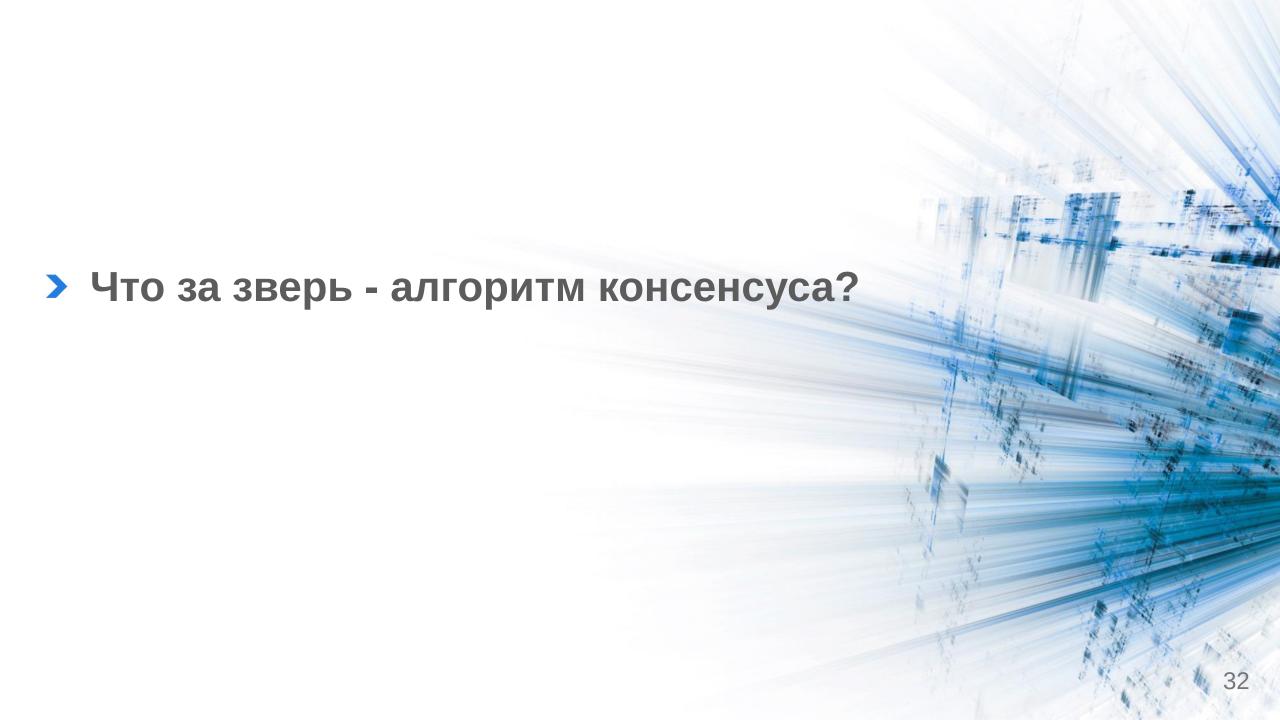
P.S. CA опции в CAP теореме нет и в помине

Критика

- Однобокая классификация, которая почему-то прижилась
- Например, РСУБД с одной read-only репликой не является ни СР, ни АР
- Теорема ничего не говорит о latency системы, т.е. AP система может отвечать сколь угодно медленно
- Наконец, network partition далеко не единственный сценарий отказа

Альтернативы

- PACELC теорема расширение CAP теоремы (Daniel J. Abadi, 2010)
- PAC = PA | PC (та же CAP теорема)
- ELC = EL | EC:
 - E: else
 - L: latency
 - C: consistency



Неформальное определение

- Алгоритм консенсуса алгоритм, позволяющий узлам системы достигнуть консенсус, т.е. принять совместное решение о том или ином действии
- Под действием понимают **однократное** изменение регистра (например, в Paxos)
- С точки зрения отказов рассматривают только non-Byzantine faults
- P.S. A еще есть FLP result (1985), доказывающий невозможность консенсуса в асинхронных системах (🔻)

Связь с linearizability

- На практике консенсус нужен на последовательности действий
- Поэтому для реализаций встречается определение atomic broadcast (total order broadcast) консенсус тут нужен для принятия решения о следующем действии
- Можно показать, что linearizability и total order broadcast можно свести друг к другу
- А значит, мы говорим о СР системах, с точки зрения пресловутой САР теоремы

Краткий список алгоритмов консенсуса

- Viewstamped Replication 1988
- Paxos и его подвиды (Chubby, Spanner) 1989
- Raft (Consul, etcd, Hazelcast IMDG, RethinkDB, TiKV, etc.) 2013
- ZAB (ZooKeeper)
- И другие специфичные для конкретного продукта алгоритмы

Верификация корректности (неполный список вариантов)

- TLA+ (L.Lamport) теория
- Jepsen (K.Kingsbury) практика

Применение алгоритмов консенсуса

- Linearizable key-value storage
- Distributed locks*
- Leader election
- Constraints (e.g. uniqueness)
- Atomic commit (distributed transactions)

Темная сторона алгоритмов консенсуса

- Производительность напрямую зависит от задержек сети
- Высокая сложность реализации и верификации
- Для работы кластера требуется строгое большинство узлов (что логично)



Vanilla Paxos

- Paxos (1998) p2p (leaderless)
- В основе Synod/Single-Decree Paxos
- Позволяет принять строго одно решение (о значении регистра)
- Часто под Рахоз подразумевают семейство алгоритмов

Подвиды Paxos

- Multipaxos (2001)
- FastPaxos (2004~2005)
- Generalized Paxos (2004~2005)
- Mencius (2008)
- Multicoordinated Paxos (2006)
- Vertical Paxos (2009)
- Ring Paxos (2010) / Multi-Ring Paxos (2010)
- SPaxos (2012) / EPaxos (2013) / FPaxos (2016) / KPaxos (2017) / WPaxos (2017)
- **CASPaxos** (2018)
- SDPaxos (2018)

Raft

- Raft (2013) single leader, replicated log
- Время делится на периоды (term), каждый из которых начинается в выбора лидера
- Упор сделан на простоту понимания алгоритма
- https://raft.github.io

САЅРахоѕ, как одиниз недавних Рахоѕ-образных



CASPaxos

- CASPaxos (D.Rystsov, 2018) p2p, replicated state
- CAS compare-and-set/compare-and-swap
- Модифицирует Paxos (Synod), а не просто использует его как компонент для построения системы

Основы CASPaxos

- Использует один регистр (объект)
- Вводит несколько ролей для процессов:
 - Clients: клиенты системы, отправляют запросы к Proposer
 - Proposers: принимают запросы клиентов, генерируют уникальные номера (proposal ID) и общаются с Acceptors
 - Acceptors: могут принимать предложения Proposers, хранят принятое состояние
- Для сохранения работоспособности системы до F отказов, нужны 2F + 1 Acceptors

Phase 1



1) Submits the f change function.



Proposer

Generates ballot number B
 (seq + ID) and sends prepare
 with B to acceptors.

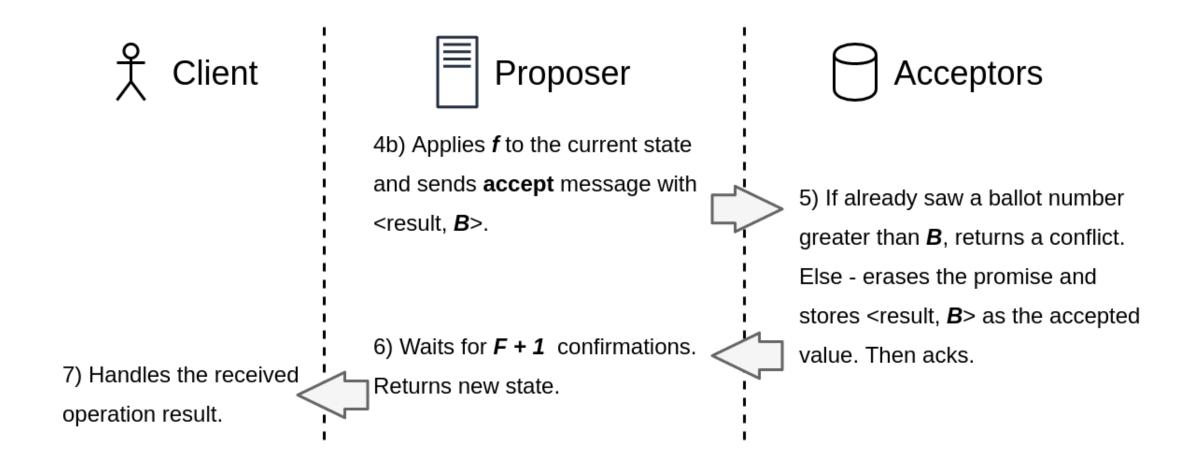
4a) Waits for F + 1 confirmations. If they all contain \emptyset , picks up \emptyset as the current state.

Else - picks the value with the highest ballot number.



3) If already saw a ballot number greater than **B**, returns a conflict. Else - persists **B** as a promise and returns Ø or <accepted value, its ballot number>.

Phase 2



Связь с Synod

CASPaxos эквивалентен Synod, если взять функцию:

```
x \rightarrow if x = \emptyset then val0 else x
```

CAS регистр на основе CASPaxos

Чтение:

```
x -> x
```

Инициализация значением val0:

```
x \rightarrow if x = \emptyset then (0, val0) else x
```

Запись значения val1 при условии версии 3:

```
x \to if x = (3, *) then (4, val1) else x
```

CASPaxos-based key-value storage

- Хранилище это набор именованных экземпляров CASPaxos, по одному на ключ
- Преимущества и недостатки подхода в сравнении с тем же Raft выходят за рамки доклада

Pet project: CASPaxos на Node.js

https://github.com/gryadka/js (Node.js - proposers, Redis - acceptors)

 \backslash

https://github.com/puzpuzpuz/ogorod (Node.js - proposers & acceptors)

Ogorod TODOs

- Add applicable *Paxos optimizations, like CASPaxos 1RTT optimization
- Dynamic configuration support, including proposer configuration versioning and persistence
- Implement delete operation support. Requires a GC-like background process (see the CASPaxos paper for more details)
- Use an embedded key-value storage, like RocksDB, for data persistence
- Swap HTTP with plain TCP communication for the internal API
- Implement proper error handling and logging
- And many-many more



Call to Action

- Распределенных систем бояться на server-side не ходить
- Все, кому интересны высокопроизводительные библиотеки (и распределенные системы) welcome
- https://github.com/hazelcast/hazelcast-nodejs-client
- P.S. Contributions are welcome as well

Спасибо за внимание!



Полезные книги и ссылки

- Designing Data-Intensive Applications, Martin Kleppmann, 2017
- CASPaxos: Replicated State Machines without logs, Denis Rystsov, 2018 https://arxiv.org/abs/1802.07000
- https://raft.github.io/
- https://jepsen.io
- https://martin.kleppmann.com/2015/05/11/please-stop-calling-databases-cp-or-ap.html
- https://vadosware.io/post/paxosmon-gotta-concensus-them-all/