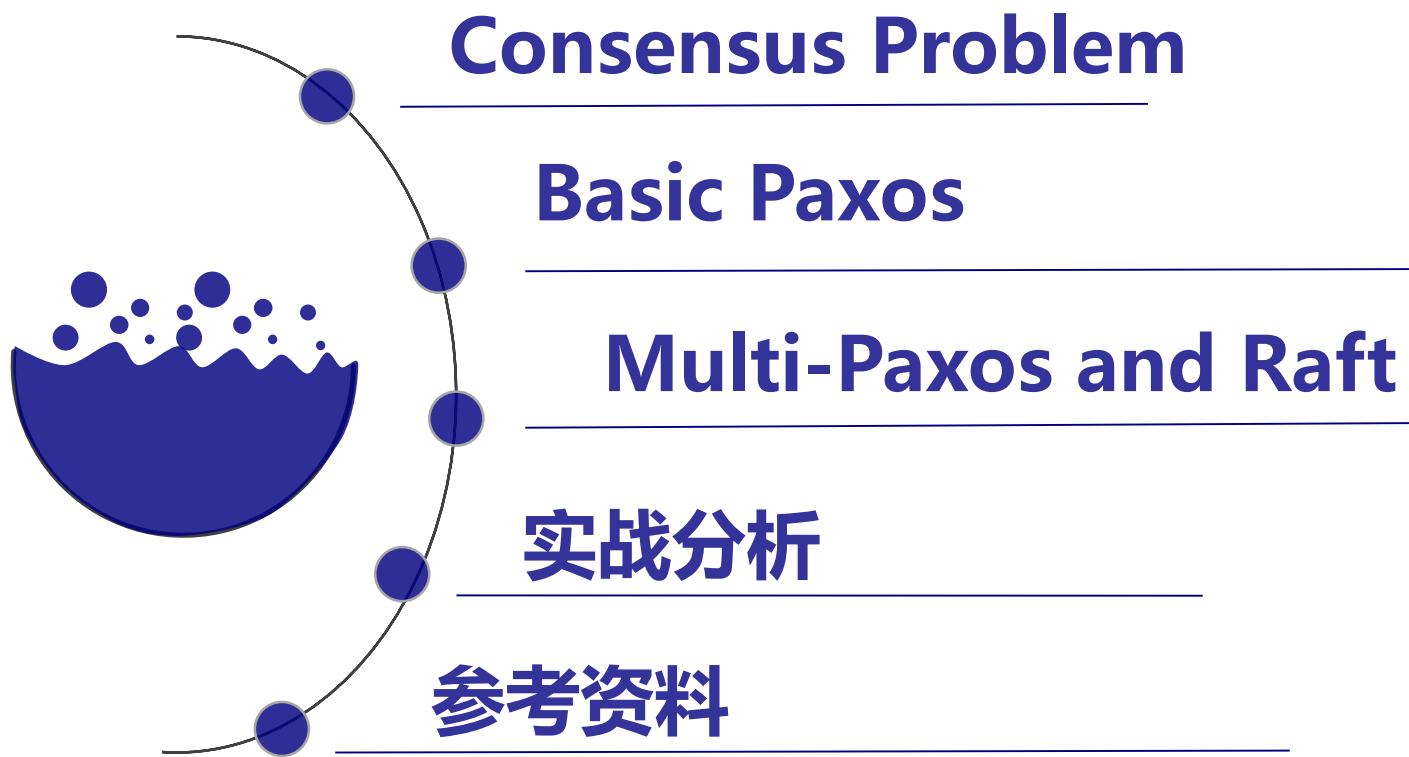


Paxos/Raft 分布式一致性算法原理 剖析及其在实战中的应用

基础架构事业群-数据库技术-数据库内核
何登成

目录 | Contents



Consensus Problem

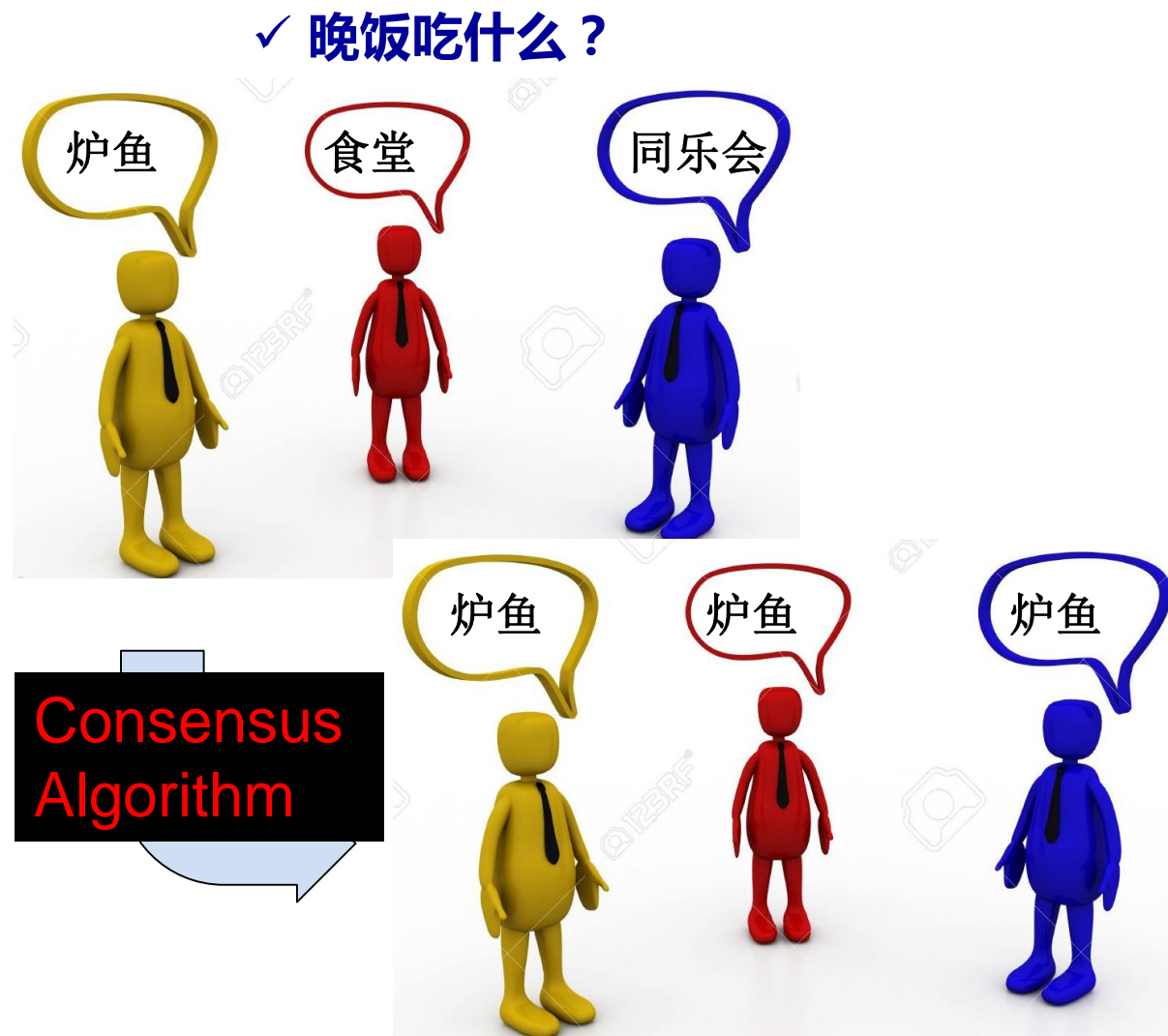
✓ **定义** : The consensus problem requires **agreement** among **a number of processes** (or agents) for **a single** data value.



Consensus Problem

✓ 理解Consensus问题的关键

- ✓ 绝对公平，相互独立：所有参与者均可提案，均可参与提案的决策
- ✓ 针对某一件事达成完全一致：一件事，一个结论
- ✓ 已经达成一致的结论，不可被推翻
- ✓ 在整个决策的过程中，没有参与者说谎



Consensus Algorithm : Basic Paxos

✓ Basic Paxos

- ✓ 一个或多个Servers可以发起提案 (Proposers)
- ✓ 系统必须针对所有提案中的某一个提案，达成一致
 - ✓ 何谓达成一致？系统中的多数派同时认可该提案

✓ 最多只能针对一个确定的提案达成一致

✓ Liveness (只要系统中的多数派存活，并且可以相互通信)

- ✓ 整个系统一定能够达成一致状态，选择一个确定的提案

Basic Paxos : Components

✓ Proposers

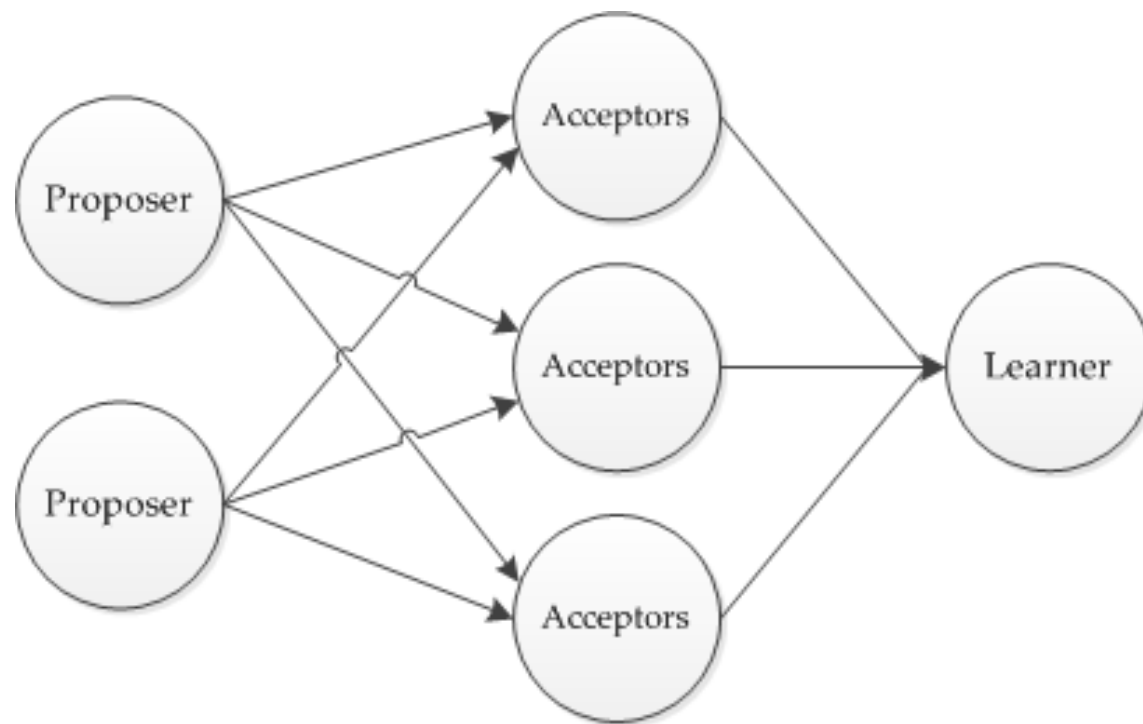
- ✓ Active : 提案发起者 (value)
- ✓ 处理用户发起的请求

✓ Acceptors

- ✓ Passive : 参与决策 , 回应 Proposers的提案
- ✓ 存储accept的提案 (value) , 存储决议处理的状态

✓ Learners

- ✓ Passive : 不参与决策 , 从 Proposers/Acceptors学习最新达成一致的提案 (value)



✓ 本文接下来的部分 , 一个Server同时具有 **Proposer**和**Acceptor**两种角色 , **Learner**角色逻辑简单 , 暂时不讨论

Basic Paxos : Acceptors如何决策？

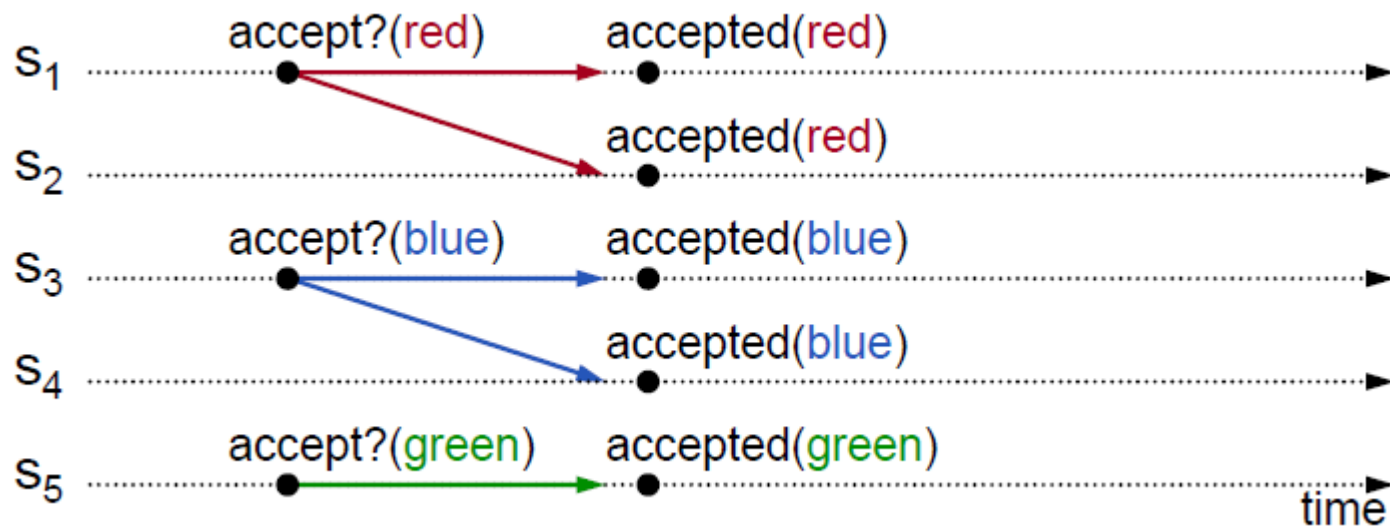
- ✓ **Accept First**

- ✓ Acceptor仅仅接受其收到的第一个value

- ✓ **Accept Last**

- ✓ Acceptor接受其收到的所有value，新的覆盖老的

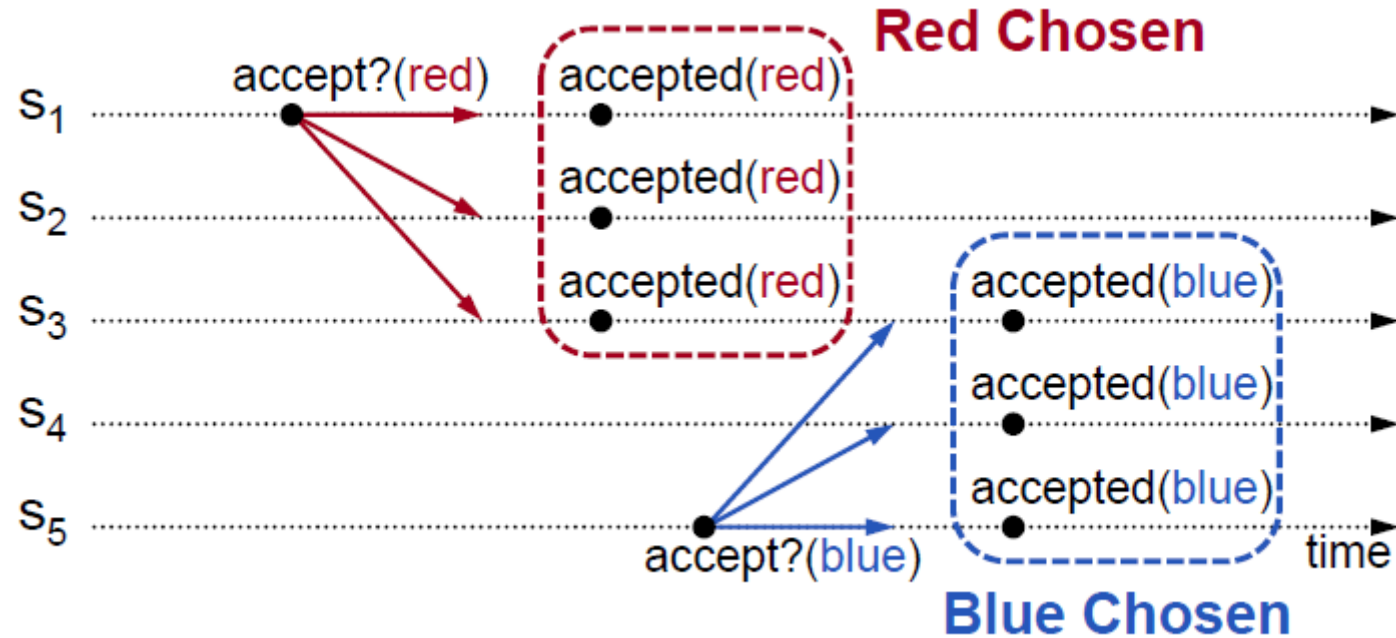
Accept First : Split Votes



✓对于并发的proposals，同时accept多个value，违背原则：

- ✓ 系统中的多数派同时认可该提案
- ✓ 最多只能针对一个确定的提案达成一致

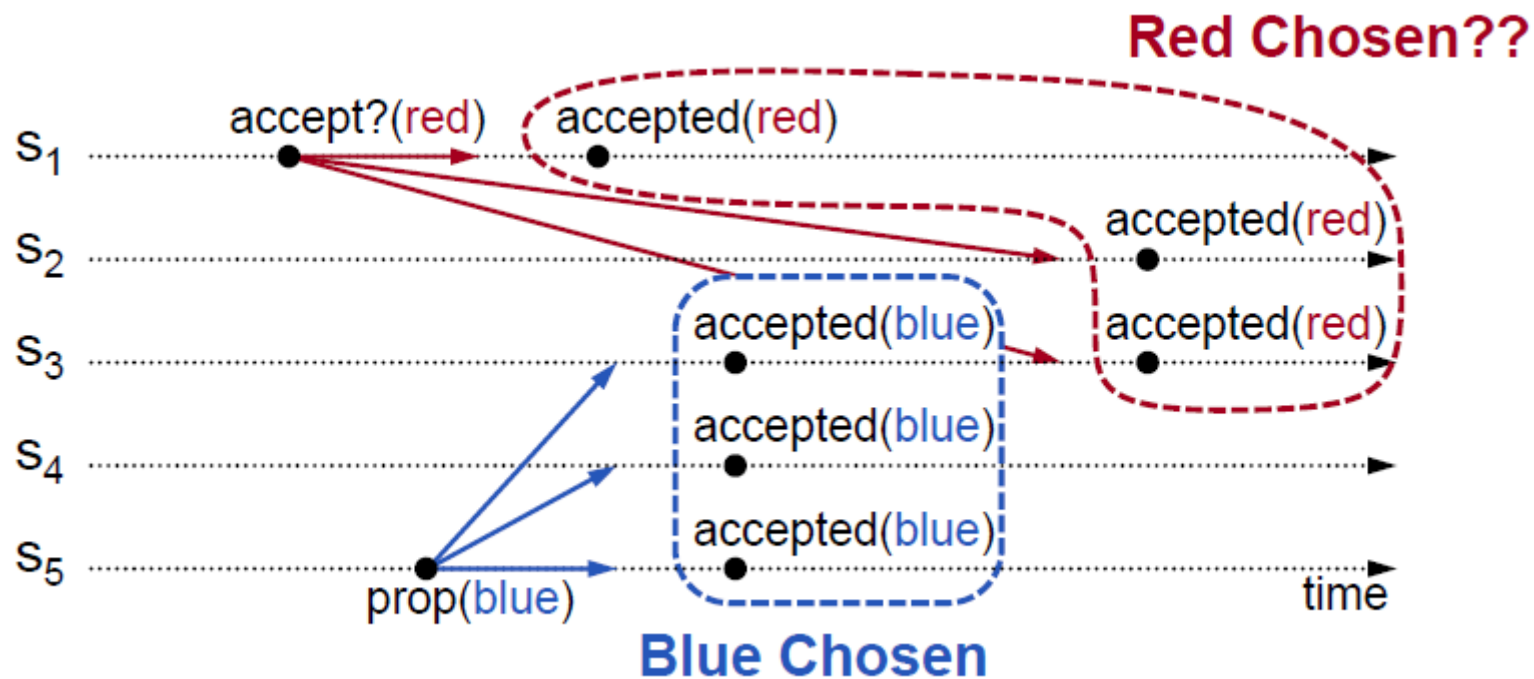
Accept Last : Conflicting Choices



✓ 对于并发的proposals，先后accept多个value，违背原则：

✓ 最多只能针对一个确定的提案达成一致

Accept Last : Conflicting Choices (2)



✓ 对于并发的proposals，先后accept多个value，违背原则：

✓ 最多只能针对一个确定的提案达成一致

Basic Paxos : Acceptors如何决策？

- ✓ **Accept First**

- ✓ Acceptor仅仅接受其收到的第一个value

- ✓ **Accept Last**

- ✓ Acceptor接受其收到的所有value，新的覆盖老的

✓ **Accept First , Accept Last都有问题。那Basic Paxos如何解决这些问题？如何实现Consensus？**

Basic Paxos：一阶段至两阶段

✓ 一阶段Accept

- ✓ **Accept First , Accept Last**都不行
- ✓ 参考分布式事务，两阶段提交（2PC）？

✓ 两阶段Accept

- ✓ 第一阶段：Propose阶段。Proposers向Acceptors发出Propose请求，Acceptors针对收到的Propose请求进行Promise承诺
- ✓ 第二阶段：Accept阶段。收到多数派Acceptors承诺的Proposer，向Acceptors发出Accept请求，Acceptors针对收到的Accept请求进行接收处理
- ✓ 第三阶段（可优化）：Commit阶段。发出Accept请求的Proposer，在收到多数派Acceptors的接收之后，标志着本次Accept成功。向所有Acceptors追加Commit消息

Basic Paxos : Proposal ID

✓ Propose阶段

- ✓ **Proposal ID** : 唯一标识所有的Propose。包括：不同Proposers发出的Propose，同一Proposer发出的不同Propose。

✓ Proposal Number (唯一性)

Proposal ID

Round Number	Server Id
--------------	-----------

- ✓ **Round Number** : 每个节点存储本节点曾经**看到过**的最大值：maxRound
- ✓ **Server Id** : 系统中每个节点的唯一标识
- ✓ **Propose** : 获取当前节点的maxRound，自增1，然后加上本节点的Server Id，作为本次的Proposal ID

✓ Proposal ID (特性)

- ✓ Proposal ID**全局唯一递增**，大小代表了优先级。**优先级的作用？**

Basic Paxos : Propose阶段 (文字版)

✓ Proposer 发送 Propose

- ✓ Proposer 生成全局唯一且递增的Proposal ID , 向集群的所有机器发送 Propose , 这里无需携带提案内容 , 只携带Proposal ID即可

✓ Acceptor 应答 Propose

- ✓ Acceptor 收到Propose后 , 做出 “**两个承诺 , 一个应答**”

✓ 两个承诺

- ✓ 第一 , 不再应答 Proposal ID 小于等于 (**注意 : 这里是 \leq**) 当前请求的 Propose
- ✓ 第二 , 不再应答 Proposal ID 小于 (**注意 : 这里是 $<$**) 当前请求的 Accept请求

✓ 一个应答

- ✓ 返回已经 Accept 过的提案中 Proposal ID 最大的那个提案的Value和accepted Proposal ID , 没有则返回空值

Basic Paxos : Accept阶段 (文字版)

✓ Proposer 发送 Accept

- ✓ **“提案生成规则”** : Proposer 收集到多数派的Propose应答后，从应答中选择存在提案Value的并且同时也是Proposal ID最大的提案的Value，作为本次要发起 Accept 的提案。如果**所有应答的提案Value均为空值**，则可以自己随意决定提案Value。然后携带上当前Proposal ID，向集群的所有机器发送 Accept请求

✓ 应答 Accept

- ✓ Acceptor 收到 Accpet 请求后，检查不违背自己之前作出的“两个承诺” 情况下，持久化当前 Proposal ID 和提案Value。最后 Proposer 收集到多数派的Accept应答后，形成决议

Basic Paxos : 细节 (算法版)

Proposers

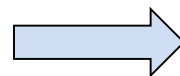
- 1) Choose new proposal number n
- 2) Broadcast Prepare(n) to all servers



- 4) When responses received from majority:

If any **acceptedValues returned**, replace value with `acceptedValue` for highest `acceptedProposal`

- 5) Broadcast Accept(n , value) to all servers



- 6) When responses received from majority:

Any rejections (result $> n$)? goto (1)

Otherwise, value is chosen

✓ **Acceptors must record `minProposal`, `acceptedProposal`, and `acceptedValue` on stable storage**

Acceptors

- 3) Respond to Prepare(n):

If $n > \text{minProposal}$ then $\text{minProposal} = n$

Return(`acceptedProposal`, `acceptedValue`)



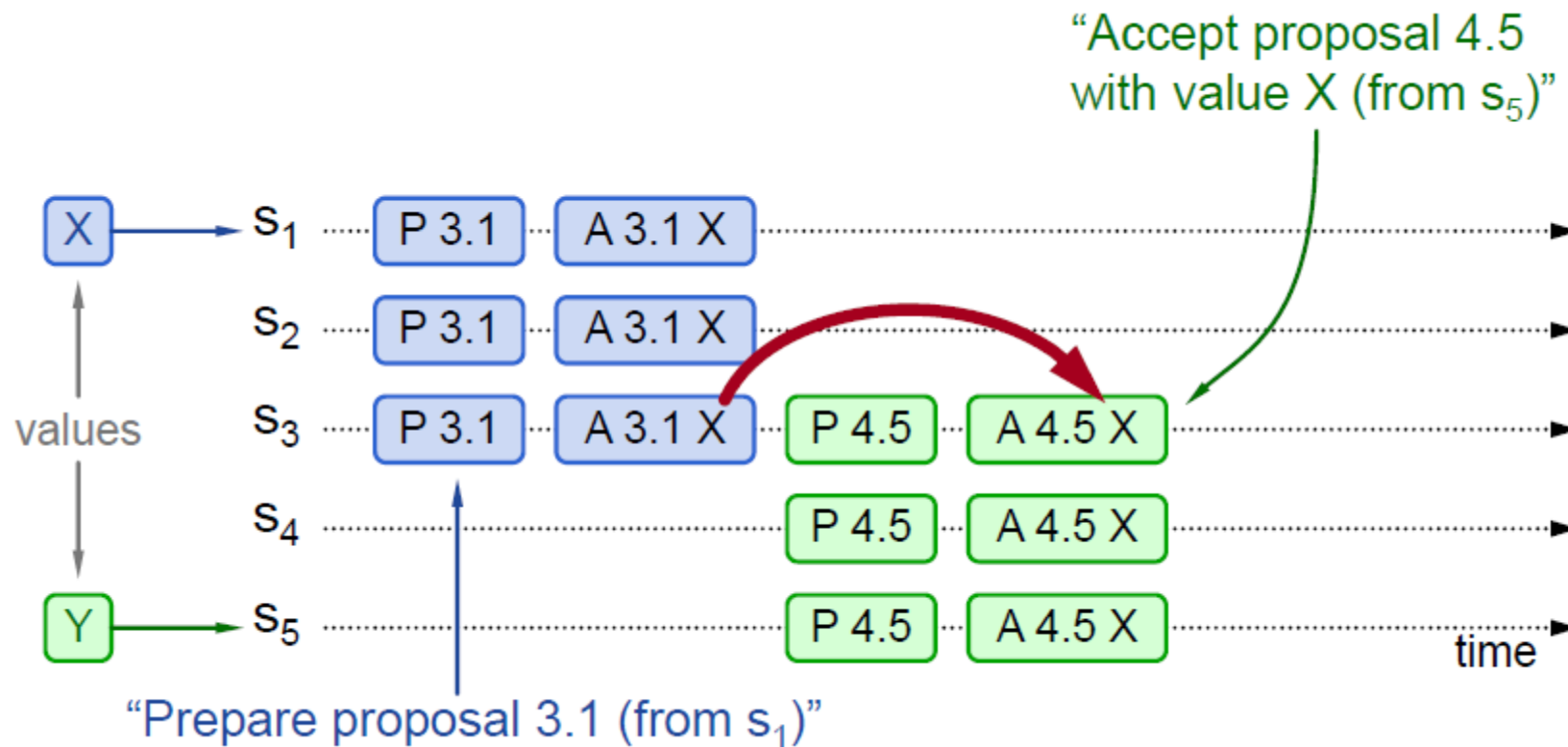
- 6) Respond to Accept(n , value):

If $n \geq \text{minProposal}$ then $\text{acceptedProposal} = n$
 $\text{acceptedValue} = \text{value}$

Return(`minProposal`)



Basic Paxos : Examples (1)

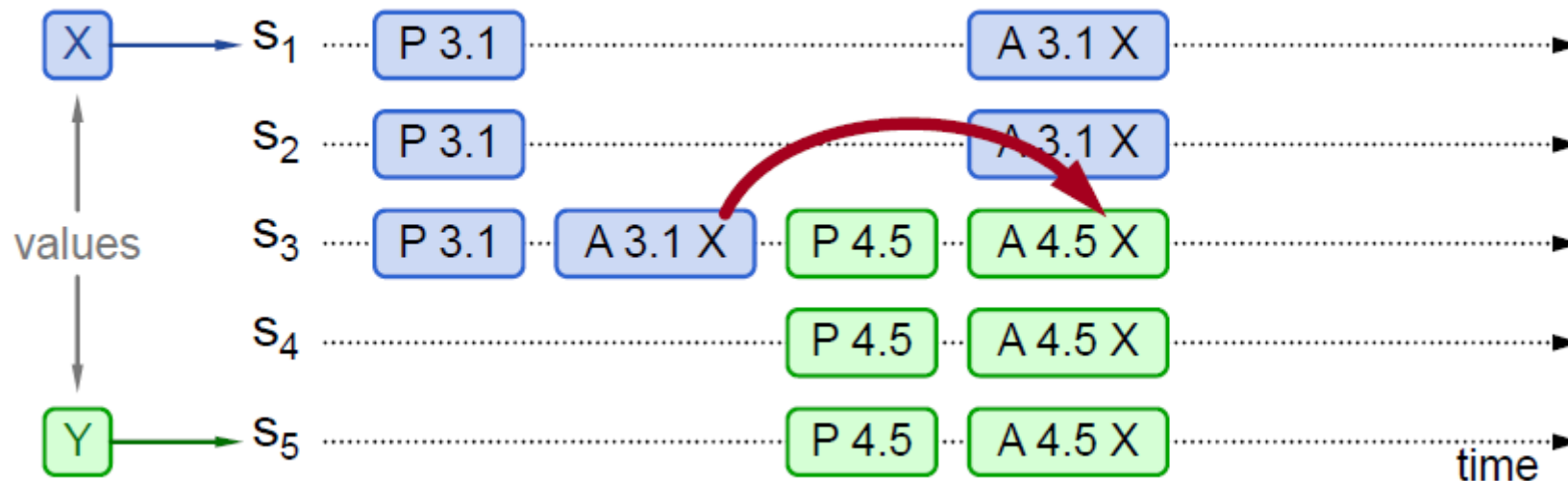


✓P 3.1

✓ Proposal ID : round number(3), server id(1)

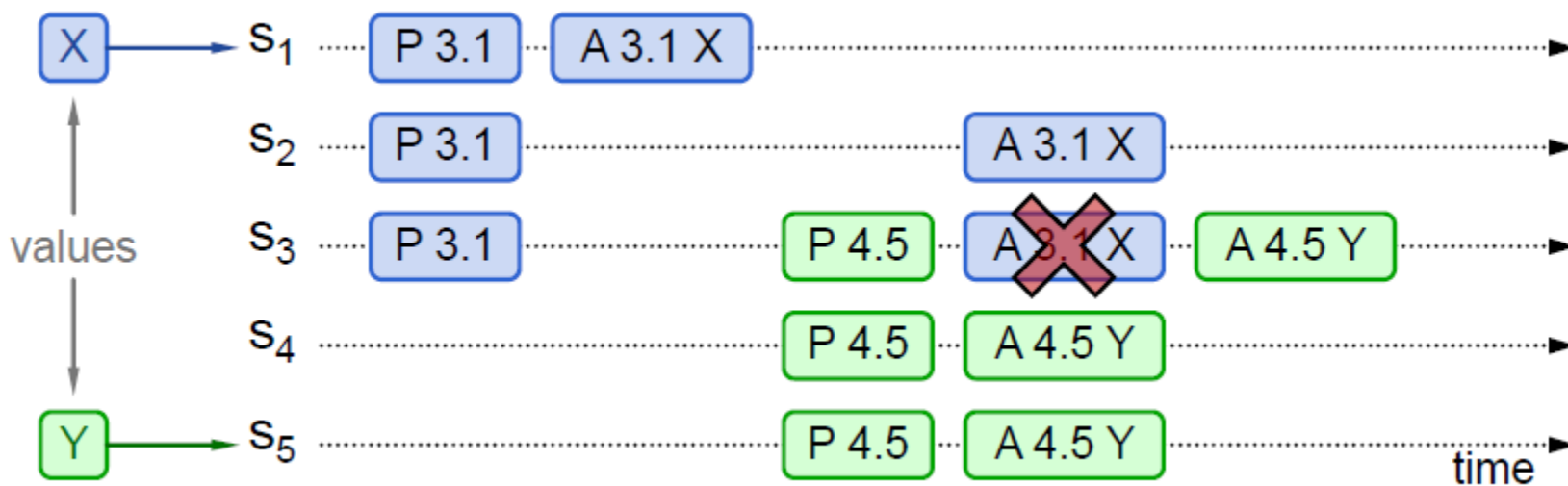
✓ P 3.1达成多数派，其Value(X)被Accept，然后P 4.5学习到Value(X)，并Accept

Basic Paxos : Examples (2)



✓ P 3.1没有被多数派Accept (只有S3 Accept) , 但是被P 4.5学习到 , P 4.5将自己的Value由Y替换为X , Accept (X)

Basic Paxos : Examples (3)



✓P 3.1没有被多数派Accept (只有S1 Accept) , 同时也没有被P 4.5学习到。由于P 4.5 Propose的所有应答 , 均未返回Value , 则P 4.5可以Accept自己的Value (Y)

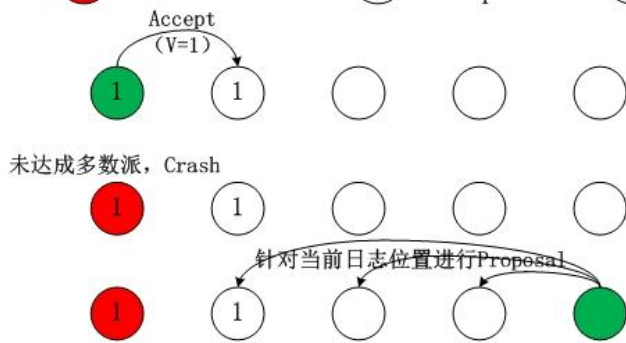
✓后续P 3.1的Accept (X) 会失败 , 已经Accept的S1 , 会被覆盖

Paxos一个异常场景的分析

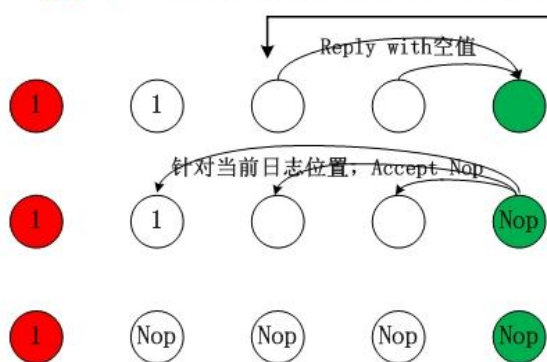
T
I
M
E
L
I
N
E

针
对
同
一
个
日
志
位
点

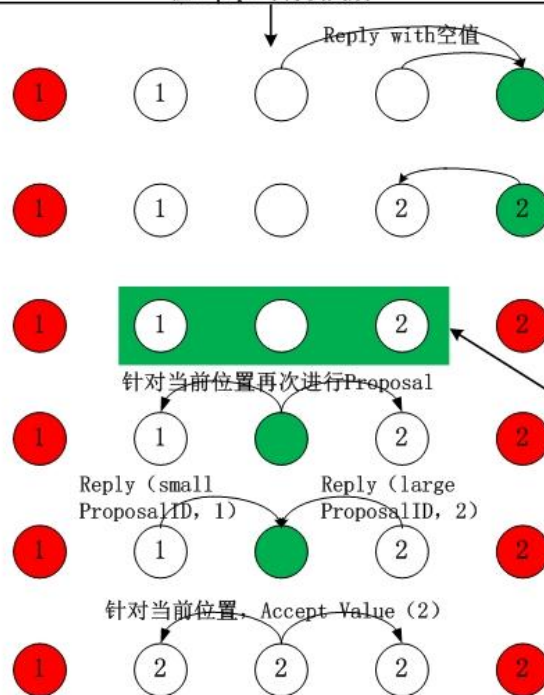
● 绿色: Proposer ● 红色: 宕机节点 ○ 空白: No Accept Value ① 数字: Accepted Value



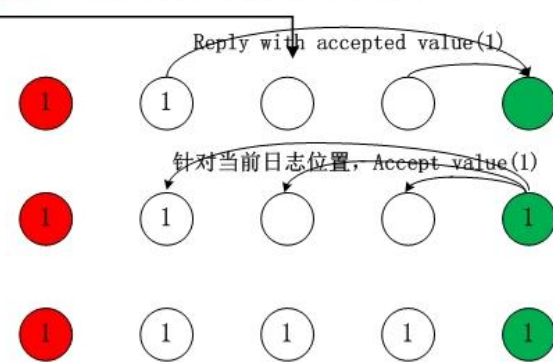
情况一: 1节点失联, 没有及时回应, 空节点达成多数派



情况二: 1节点没有及时回应, 空节点达成多数派。但Accept时再次失败

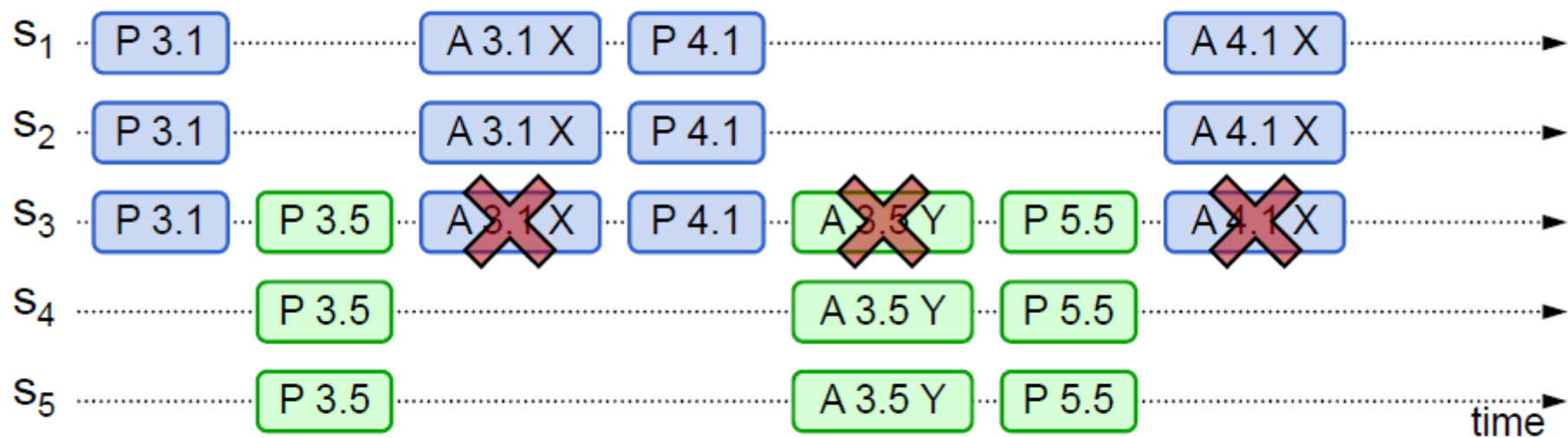


情况三: 1节点及时回应, 回应了已经Accept的值



注: 同一个日志位置, 出现多个accepted value, 则说明老的accepted value一定没有达成多数派, 而新的accepted value是否达成多数派, 视情况而定。——Accept 新的!

Basic Paxos : Livelock (活锁)



✓回顾两个承诺之一

- ✓ 不再应答 Proposal ID 小于等于当前请求的 Propose。意味着：需要应答Proposal ID大于当前请求的Propose

✓两个Proposers交替Propose成功，Accept失败，形成活锁 (Livelock)

Basic Paxos : 阶段总结

✓ Now , what we learn ?

- ✓ 学会了Basic Paxos , 能用Basic Paxos解决Consensus问题 , **确定一个提案 , 确定一个取值**

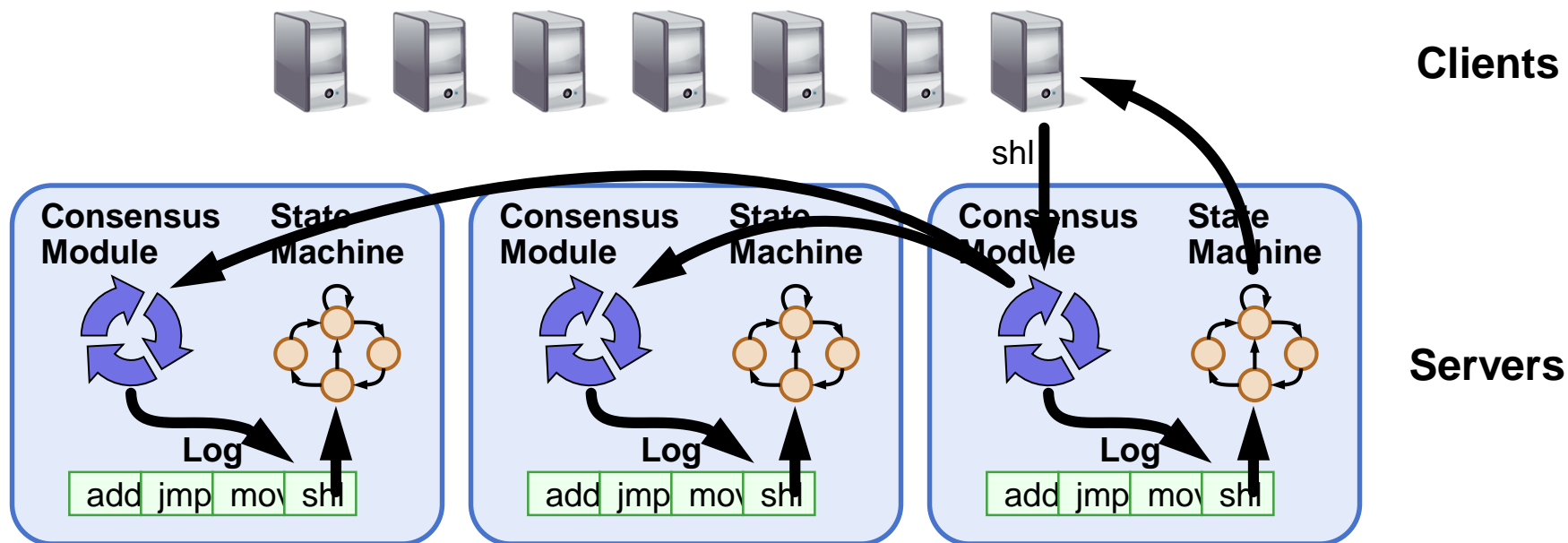
✓ Now , what we can do ?

- ✓ 决定本届美国总统选谁 (**两个Proposers** : 民主党、共和党 ; **两个Value** : Hillary、Trump ; **但我们好像是Learner角色...**)
- ✓ 决定今晚吃什么 ?
- ✓ 一主多从架构 , 主宕机 , 决定选哪个从当新主

✓ Now , what we can' t do ?

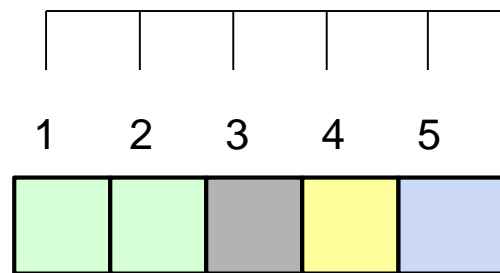
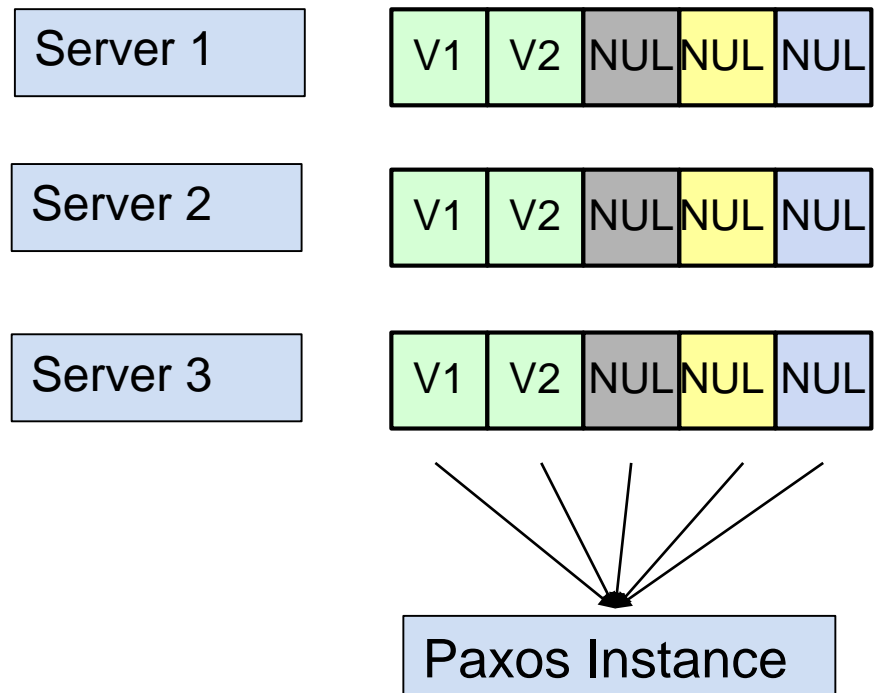
- ✓ 如果想确定连续多个提案 , 确定连续多个值 , Basic Paxos搞不定了...

Consensus : From Basic to Multi-Paxos



- ✓ **Consensus Module** : 从Basic Paxos的决策单个Value，到连续决策多个Value。同时确保每个Servers上的顺序完全一致
- ✓ **相同顺序执行命令，所有Servers状态一致**
- ✓ **只要多数节点存活，Server能提供正常服务**

Multi-Paxos



每一个Paxos Instance，都有一个唯一标识：**instance Id** (paxos) or **log Index** (Raft)

此文后面部分，均称之为：**log Index**

✓ (Basic) Multi-Paxos

- ✓ 针对每一个Paxos Instance使用完整的Paxos算法，确保系统中的每一个Server，Server上的每一个Paxos Instance都完全一致

(Basic) Multi-Paxos的缺点、横空出世的Raft

✓ (Basic) Multi-Paxos : 缺点

- ✓ 难以理解、难以正确实现 (gap between theory and practice)
 - ✓ Google Paxos Made Live : Despite the existing literature on the subject, building a production system turned out to **be a non-trivial task**...
- ✓ 多点可写 (Proposers) , 性能较差
 - ✓ 每个写入两个RPCs ; 多点可写 , 写入冲突
 - ✓ Google MegaStore : **Limiting that rate to a few writes per second** per entity group yields insignificant conflict rates. For apps whose entities are manipulated by a small number of users at a time, this limitation is generally not a concern...

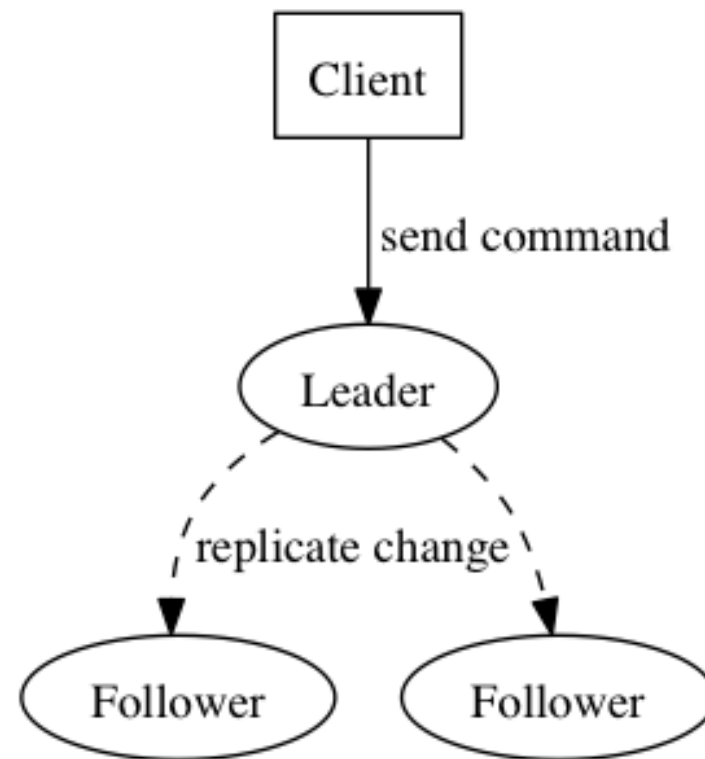
✓ Raft (**Leader based Consensus Algorithm**)

- ✓ Diego Ongaro , Stanford University : In Search of an Understandable Consensus Algorithm (2014)

Raft (特点)

✓Raft (Leader Based)

- ✓ 系统存在一个Leader角色 (Proposer) , 接受Clients发过来的所有读写请求
- ✓ Leader负责与所有的Followers (Acceptors) 通信, 将提案/Value/变更复制到所有Followers, 同时收集多数派Followers的应答
- ✓ 少数派宕机, 不会影响系统整体的可用性
- ✓ Leader日常维护与所有Followers的心跳
- ✓ Leader宕机, 会触发系统自动重新选主, 选主期间系统对外不可服务

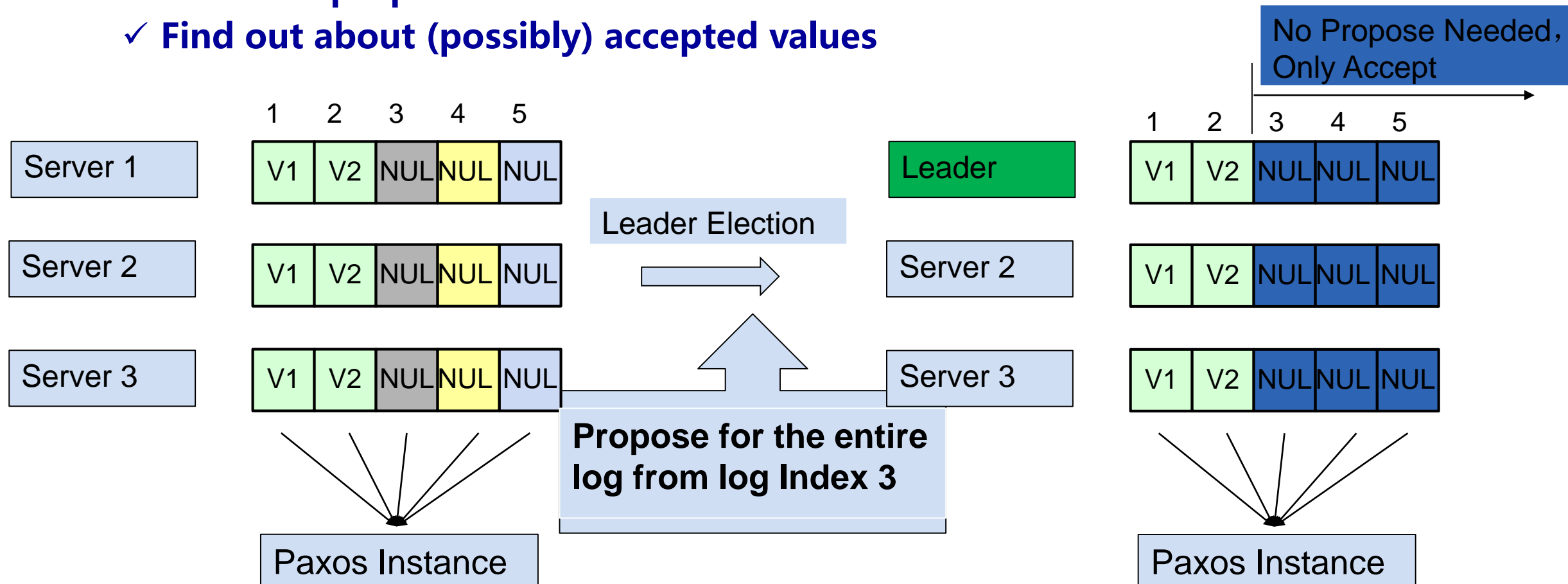


关于Leader角色的解读（从Paxos的视角）

✓ Paxos Propose的意义

✓ Block old proposals

✓ Find out about (possibly) accepted values



Raft基本概念

✓Server状态

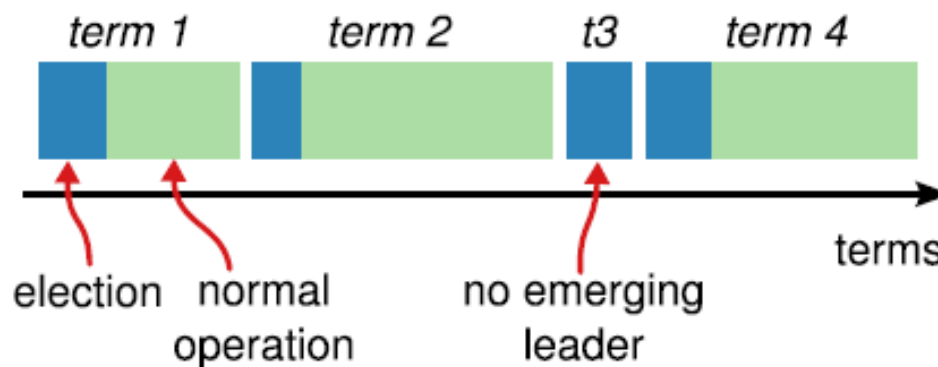
- ✓ Follower : **Completely Passive**. 接收来自Leader或者是Candidate的message , 并响应
- ✓ Leader : 处理所有来自客户端的请求 , 以及日志的复制 (Log Replication)
- ✓ Candidate : 用于选主的中间状态

✓Message类型

- ✓ RequestVote
- ✓ AppendEntries (HeartBeat)
- ✓ InstallSnapshot

✓Terms

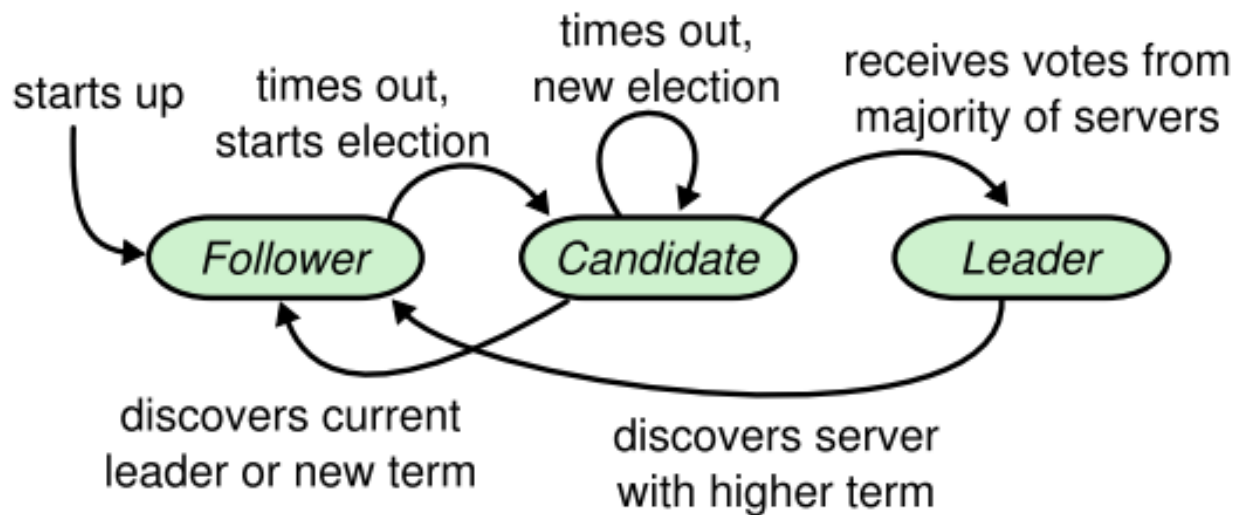
- ✓ 时间轴被划分为多个Terms
- ✓ Term ID : 每个Term的唯一标识 , 按时间轴递增
- ✓ 新Term随着Leader选举而开始
- ✓ 每个Term , 最多只有一个Leader (可能没有Leader , split vote)



Raft功能分解

- ✓ Leader选举 (Leader Election)
- ✓ 日志同步 (Log Replication)
- ✓ Commit Index推进 (Advance Commit Index)
- ✓ 崩溃恢复 (Crash Recovery)
- ✓ 成员变更 (Membership Change)

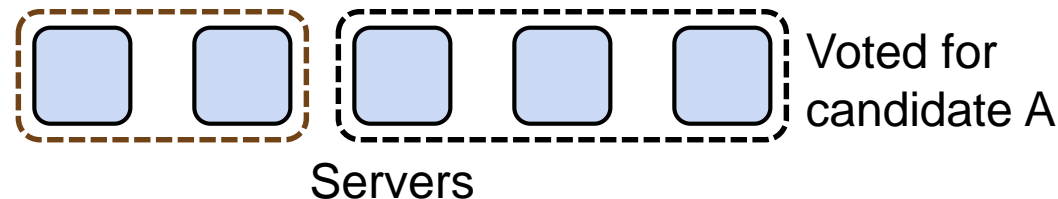
Raft——Leader Election



✓ Leader Election关键点

- ✓ **超时驱动**：Heartbeat Message / Election Timeout
- ✓ **随机开始**：降低选举碰撞（Vote Split）导致的无主概率

B can't also
get majority



- ✓ **选举动作**：current term++，然后发出RequestVote RPC
- ✓ **Safety**：同一Term，最多只会选出一个Leader，可以没有Leader

Raft——Leader Election (注意事项)

✓ Raft Leader Election 注意事项

- ✓ Leader Election与各节点的**绝对时间无关**，但是跟相对时间有关
 - ✓ 意味着：Servers间的绝对时间可以不相同，但是时间的流失速度需要基本一致（偏差不大）

✓ 影响Raft选举成功率的几个时间相关参数

- ✓ RTT (Round Trip Time) : 网络延时
- ✓ Heartbeat Timeout : 心跳间隔
- ✓ Election Timeout : Leader与Followers间通信超时触发选举时间
- ✓ MTBF (Meantime Between Failure) : Servers连续常规故障时间间隔

RTT << Heartbeat Timeout < Election Timeout (ET) << MTBF

- ✓ 随机选主触发： $s_{et} = \text{Random} (ET, 2ET)$;
- ✓ 选举碰撞概率： $P(\Delta s_{et} \leq RTT)$

Raft——Log Replication

✓ Raft日志格式

✓ Raft Log (TermID ,
LogIndex , LogValue)

✓ TermID , LogIndex用来标识日志的唯一性

✓ Log Replication关键点

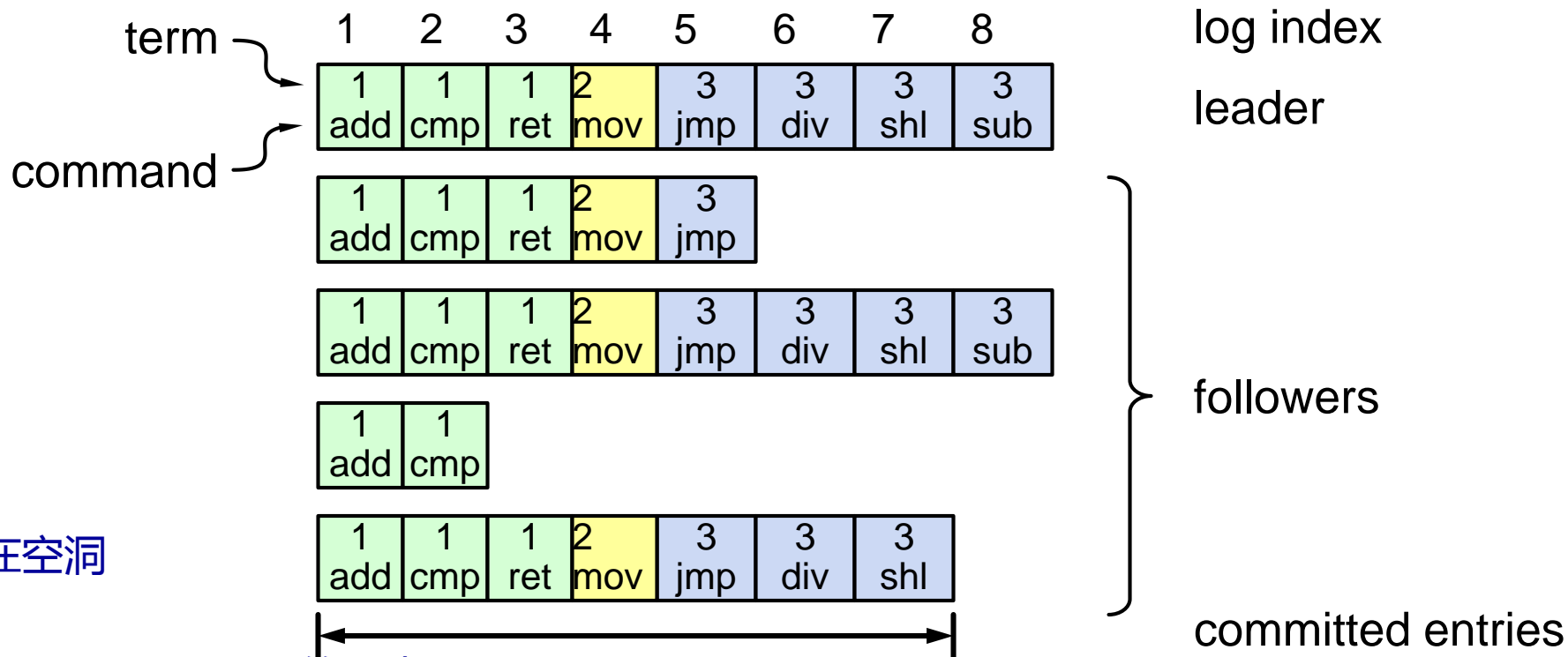
✓ 连续性：Raft日志不能存在空洞

✓ 有效性：

✓ 不同节点，拥有相同Term和LogIndex的日志Value一定相同

✓ Leader上的日志都是有效的

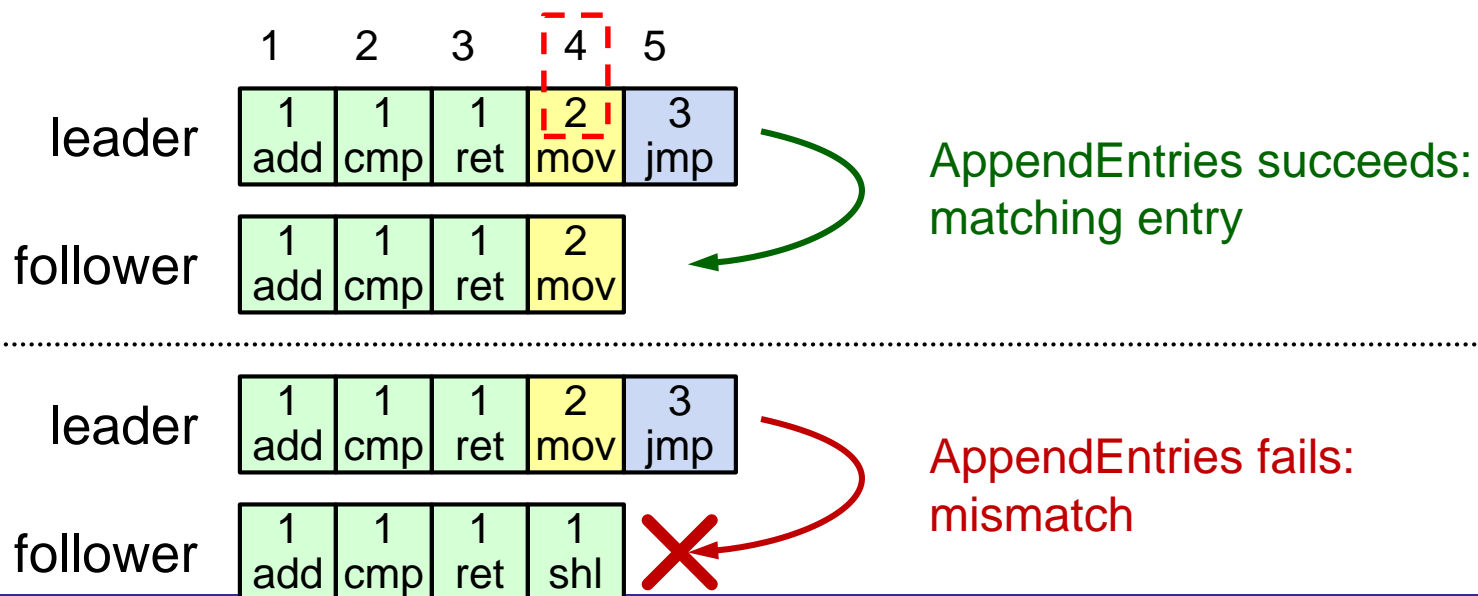
✓ Followers日志是否有效，通过与Leader日志对比来判断。How ?



Raft——Folowers日志有效性检查

✓ Followers日志有效性检查

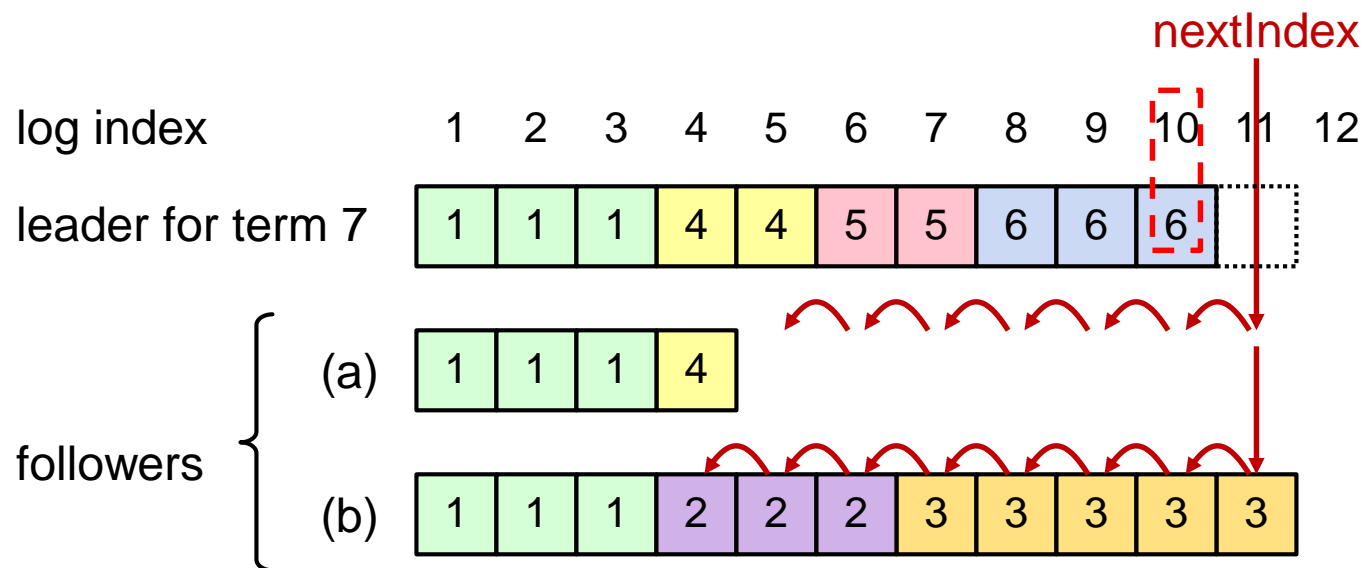
- ✓ AppendEntries RPC中，除了待复制的日志之外，还带有前一个日志的唯一标识 (prevTermID , prevLogIndex)
- ✓ Follower在收到AppendEntries RPC之后，检查 (prevTermID , prevLogIndex) 与本地的日志是否Match：Match则接受，不match则拒绝
- ✓ 递归推导，证明Follower上 (prevTermID , prevLogIndex) 之前的所有日志，与Leader均相同



Raft——Folowers日志修复

✓ Followers日志修复

✓ Followers上，不满足有效性检查的日志，如何修复？

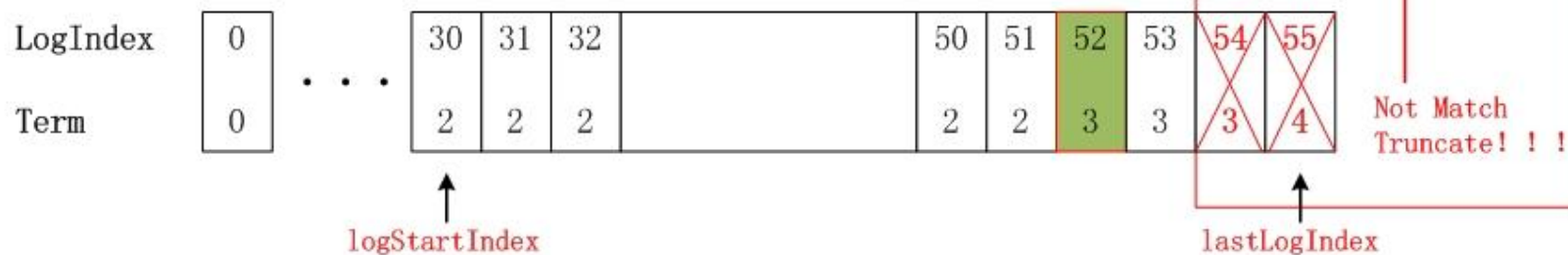


Raft日志同步——Follower处理逻辑

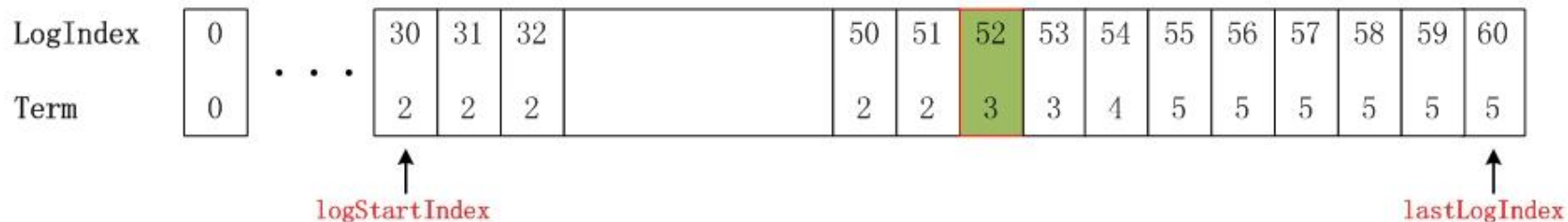
Request Log Append



Follower Log

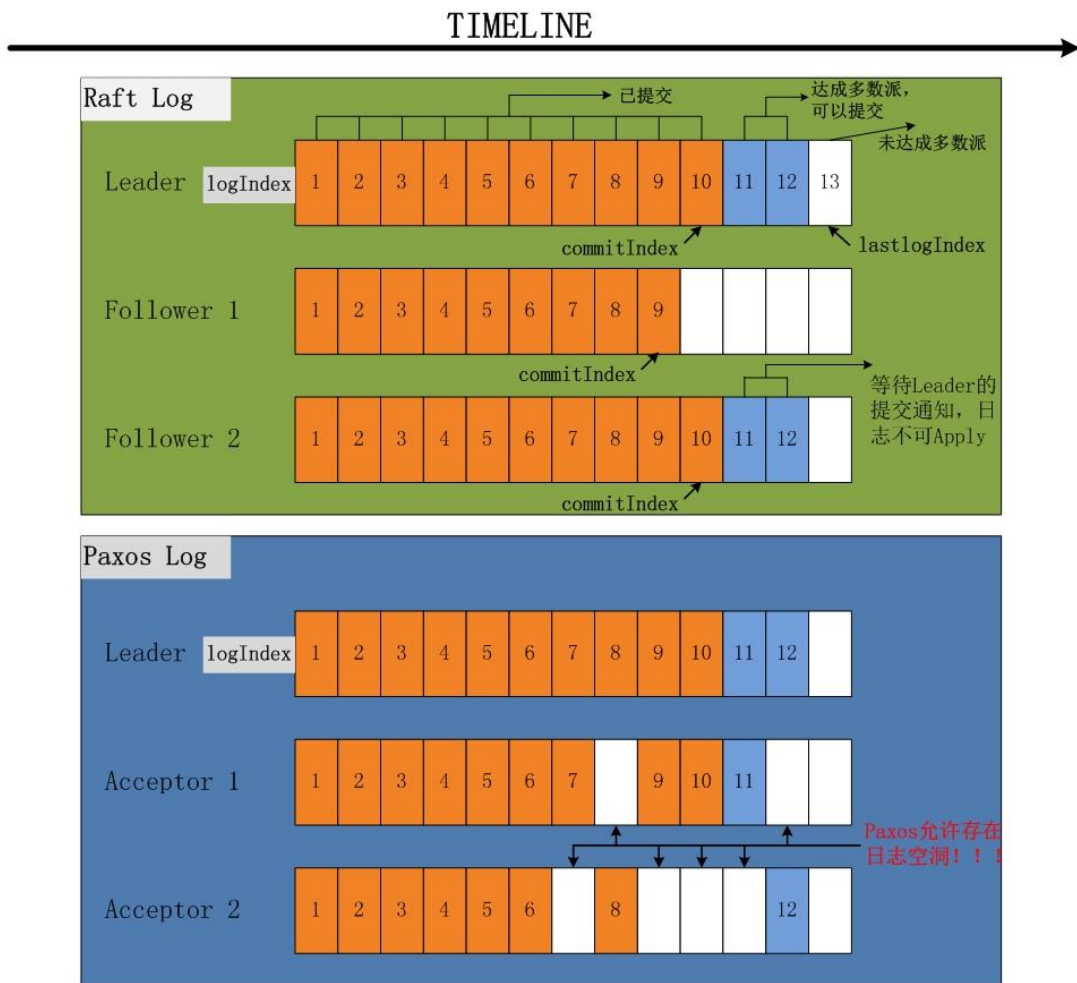


Follower Log After Log Sync



Log Replication——Raft vs Multi-Paxos

Log Different between Paxos and Raft: Normal



✓ Multi-Paxos与Raft , 在日志同步上最大的不同

✓ Raft需要日志连续, Multi-Paxos允许日志空洞存在

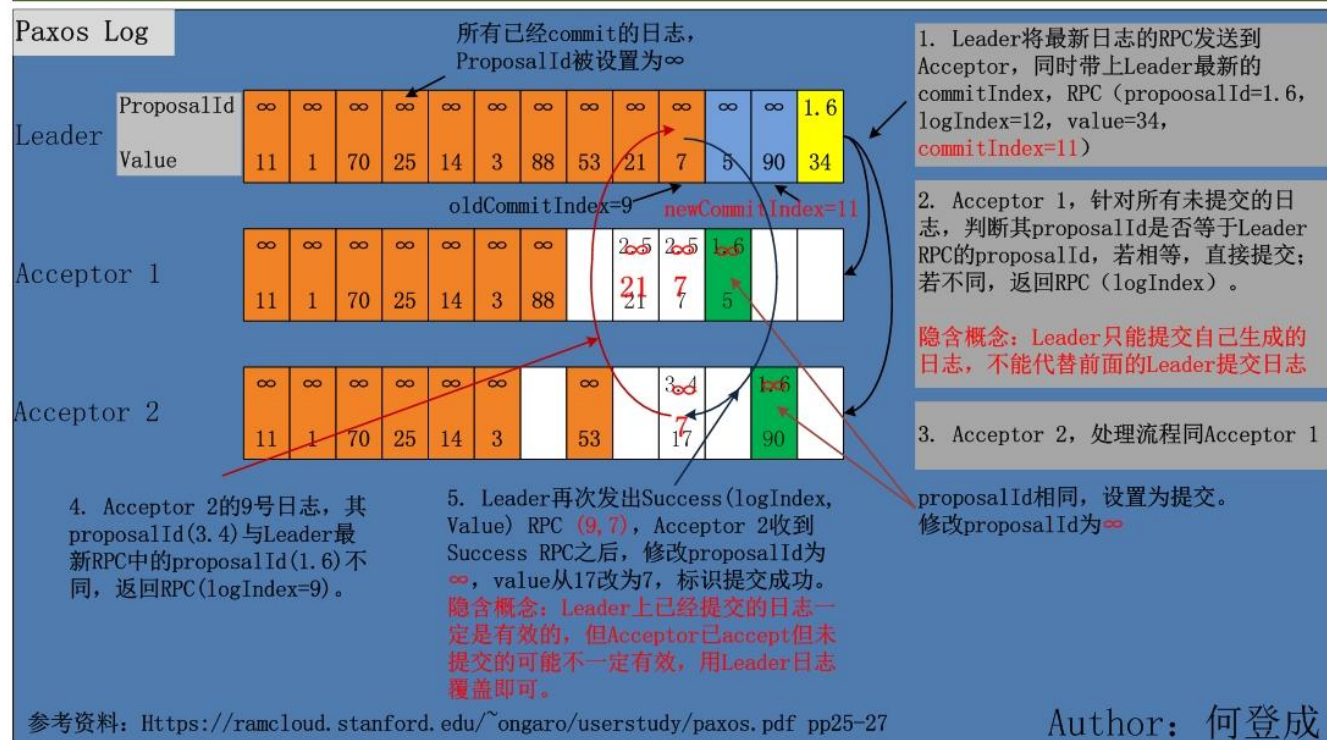
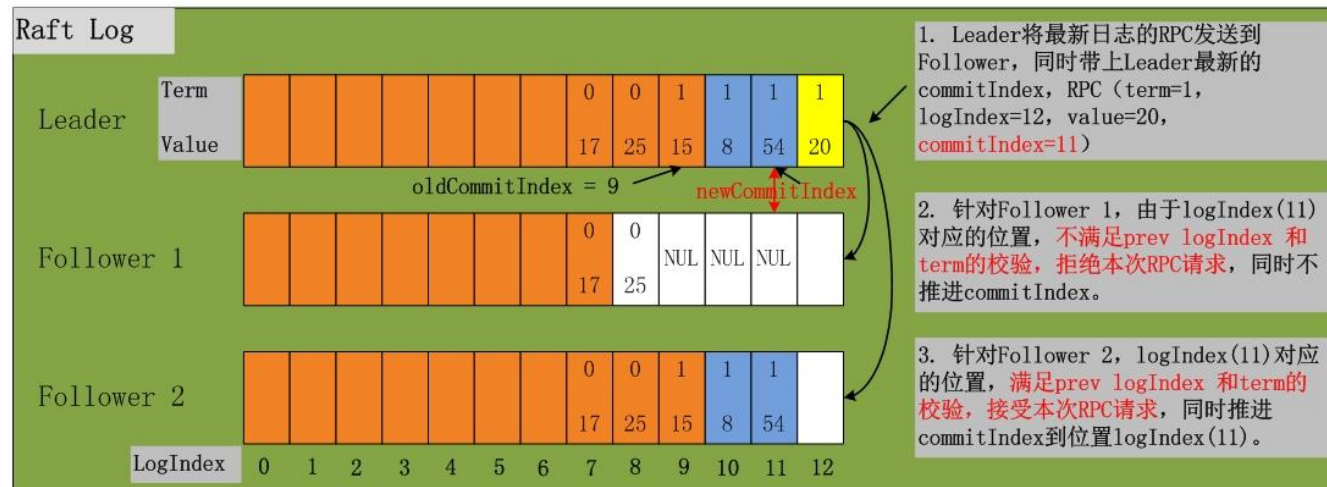
Raft——Commit Index推进

✓CommitIndex ?

- ✓ 日志被复制到Followers之后，先持久化，并不能马上被应用
- ✓ 只有Leader知道日志是否达成多数派，是否可以应用（提交）
- ✓ 所谓的CommitIndex，就是已经达成多数派，可以应用的最新日志位置
- ✓ Followers记录当前的CommitIndex，所有小于等于CommitIndex的日志可以应用到状态机，所有大于CommitIndex的日志不能应用
- ✓ CommitIndex (TermID , LogIndex)

✓CommitIndex推进 ?

- ✓ 在当前日志达成多数派之后，Leader在下一个AppendEntries RPC中，将当前CommitIndex信息发送到所有的Followers
- ✓ Followers日志有效性检查，接受AppendEntries RPC，则同时更新本地的CommitIndex。若检查不通过，拒绝AppendEntries RPC，则同样不更新本地CommitIndex



✓ Raft vs Multi-Paxos

- ✓ Raft: 日志连续的特性, 确保CommitIndex推进逻辑非常简单
- ✓ Paxos: 日志空洞, ComitIndex处理逻辑较复杂

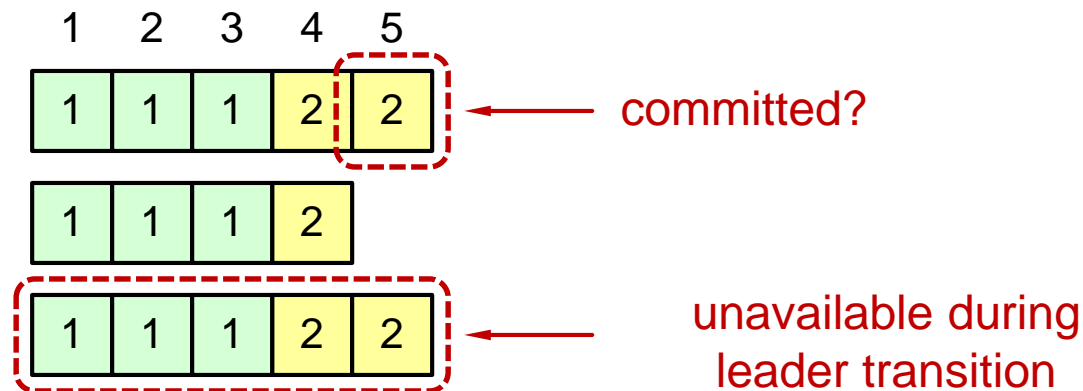
Raft——AppendEntries RPC小结

✓AppendEntries RPC

- ✓ 完整信息：(currentTerm , logEntries , prevTerm , prevLogIndex , commitTerm , commitLogIndex , currentTimeStamp)
- ✓ **currentTerm , logEntries**：需要同步的日志
- ✓ **prevTerm , prevLogIndex**：Follower日志有效性检查
- ✓ **commitTerm , commitLogIndex**：当前日志的最新提交位点
- ✓ **currentTimeStamp**：心跳时间

Raft——Leader Crash

✓Leader Crash



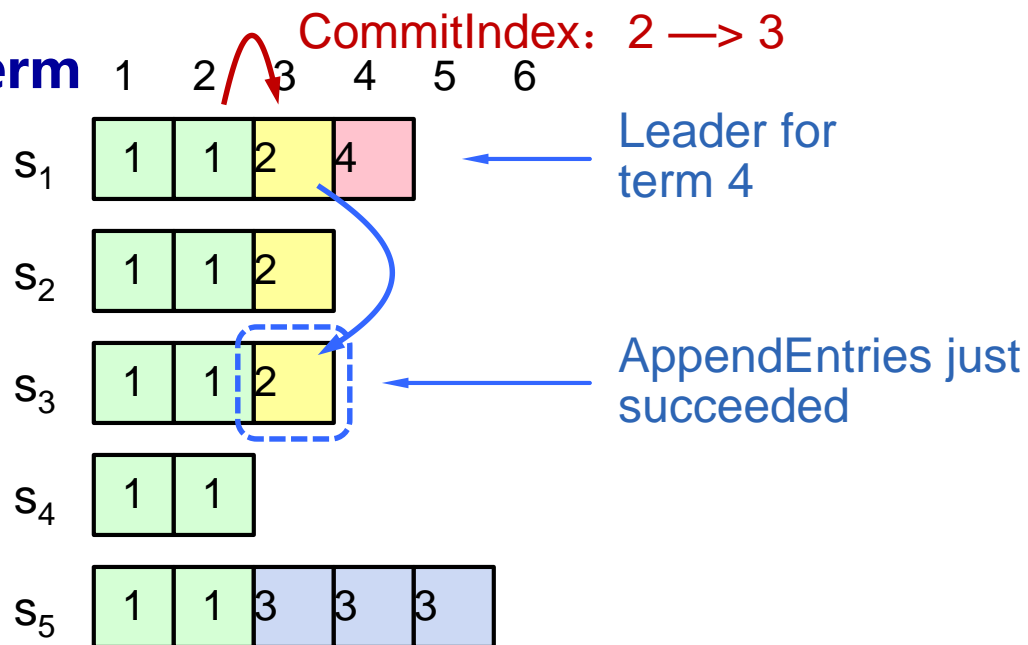
✓New Leader选取原则

- ✓ **最大提交原则** : During elections, choose candidate with log most likely to contain all committed entries
- ✓ Voting server V denies vote if its log is "more complete" :
 $(\text{lastTerm}_V > \text{lastTerm}_C) \parallel$
 $(\text{lastTerm}_V == \text{lastTerm}_C) \ \&\& \ (\text{lastIndex}_V > \text{lastIndex}_C)$

Raft——Leader Crash (一个特殊场景)

✓ Committing Entry from Earlier Term

- ✓ Term 1 Leader : s_1
- ✓ Term 2 Leader : s_2
- ✓ Term 3 Leader : s_5
- ✓ Term 4 Leader : s_1



✓ New Leader提交原则

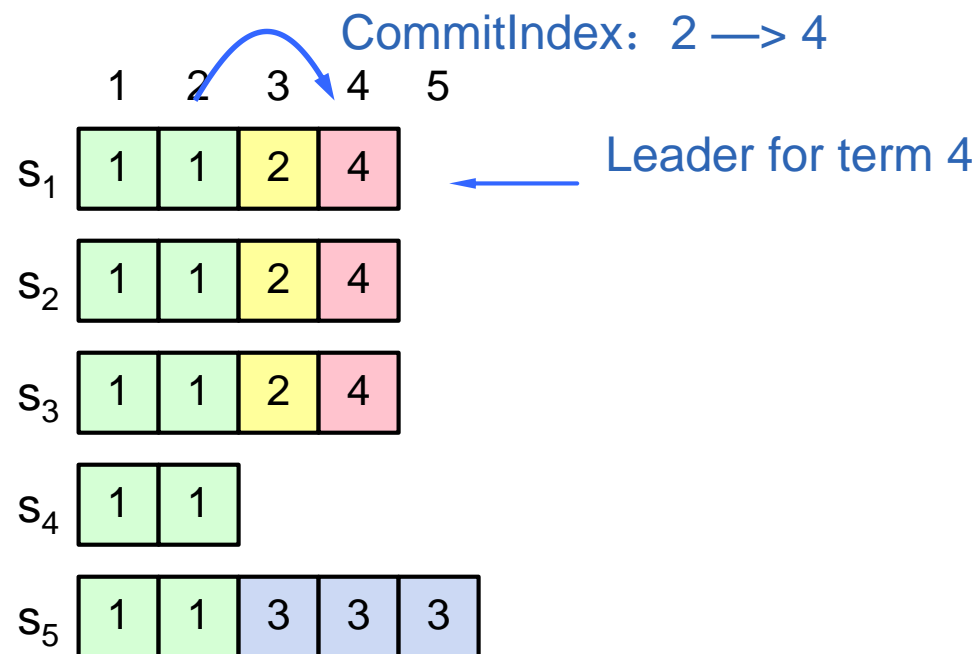
- ✓ New Leader只能提交属于自己Term的日志，不能主动帮之前的Term提交 (Advance CommitIndex)
- ✓ Why ?

✓考虑如下场景：Term 4提交了LogIndex 3 (Term 2)，此时 s_1 再次Crash， s_5 被重新选为主。 s_5 重新提交LogIndex 3 (Term 3)，Term 2被覆盖，违背Consensus协议原则

Raft——Leader Crash (一个特殊场景：修复)

✓New Leader提交原则

- ✓ New Leader只能提交属于自己Term的日志，**不能主动**帮之前的Term提交



✓不能主动提交，被动提交如何？

- ✓ New Leader在写入新日志之后，直接将CommitIndex从LogIndex 2推进到LogIndex 4，**隐式提交**了LogIndex 3
- ✓ 此时，若S1再次Crash，S5不会被选为新主，因为其Term (3) 小于已经达成多数派的Term (4)

Raft——Leader Stic

Raft一个异常场景的分析

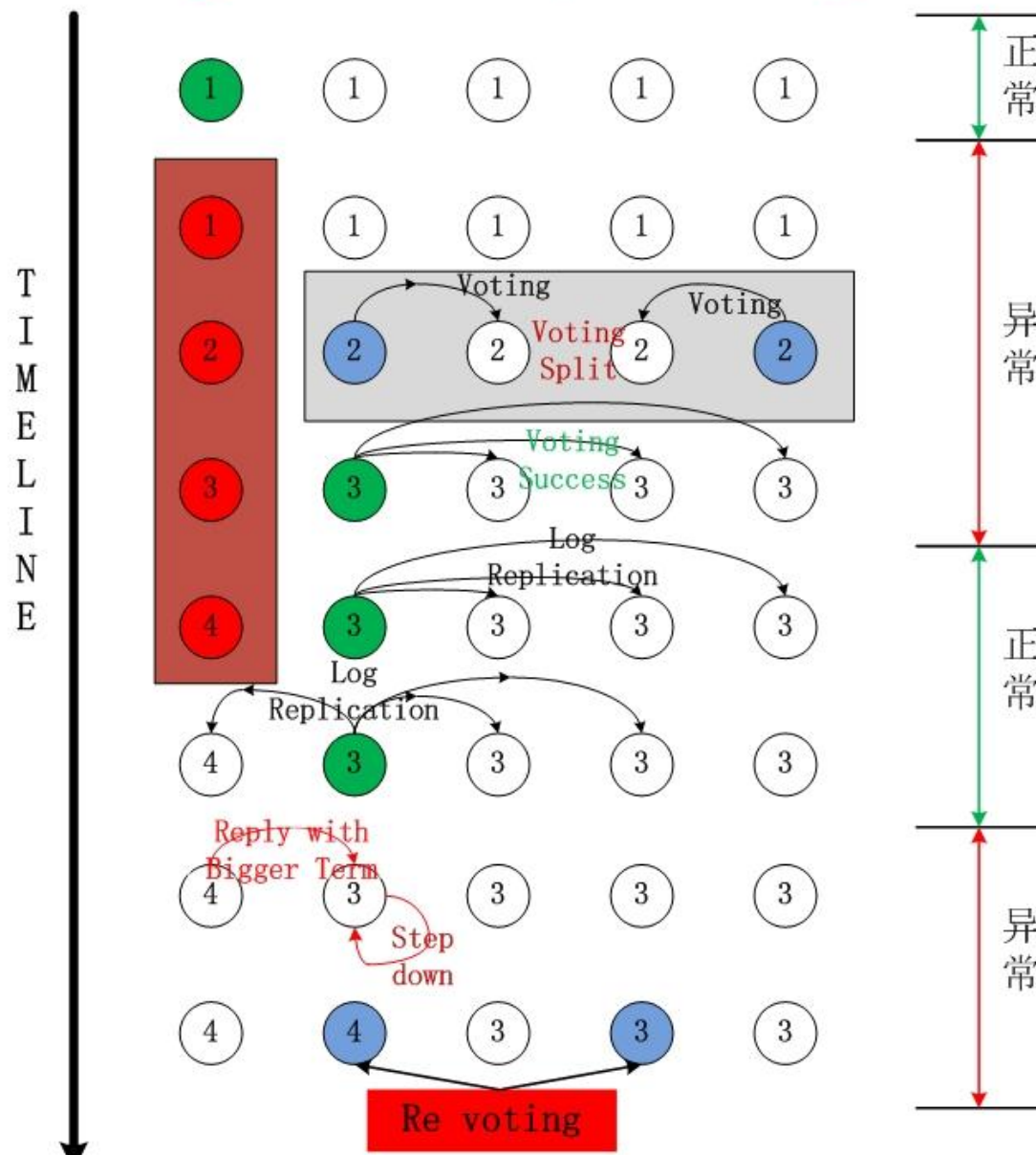
✓右图所示

- ✓ 第一阶段：5节点系统正常工作
- ✓ 第二阶段，Leader Network Partition，系统进入重新选主
- ✓ 第三阶段，节点2选主成功，系统恢复正常运行
- ✓ 第四阶段，节点1 Network Partition消除，重新加入。由于其TermID大于当前系统TermID，新主Stepdown，系统需要重新选主

✓Leader Stickiness

- ✓ 消除节点加入正常服务集群后，正常服务集群Leader被抢占

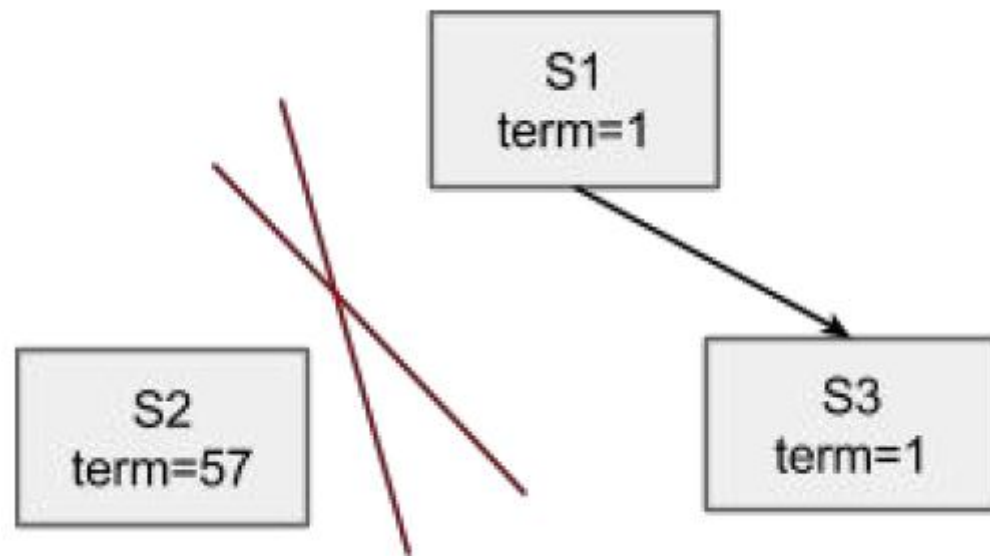
1 绿色：Leader 1 红色：Network Partition 3 蓝色：Candidate 1 数字：TermID



Raft——Leader Stickiness

✓Term Inflation

- ✓ Network Partition节点，由于跟集群失联，不断地试图选择自己为Leader，增加本地的Term ID
- ✓ 待Network Partition消除，节点重新加入集群，其Term已经远远大于正常集群的Term，导致集群无法正常服务，Leader Stepdown

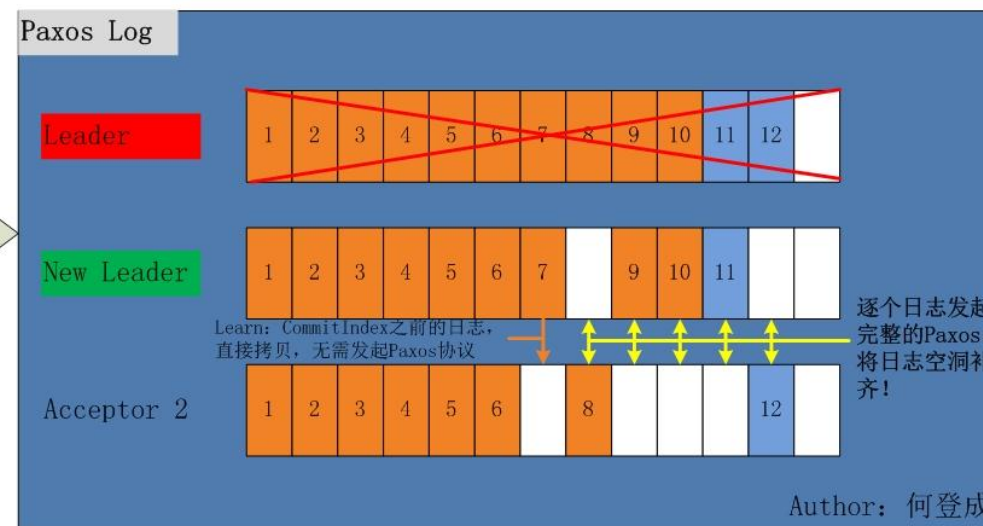
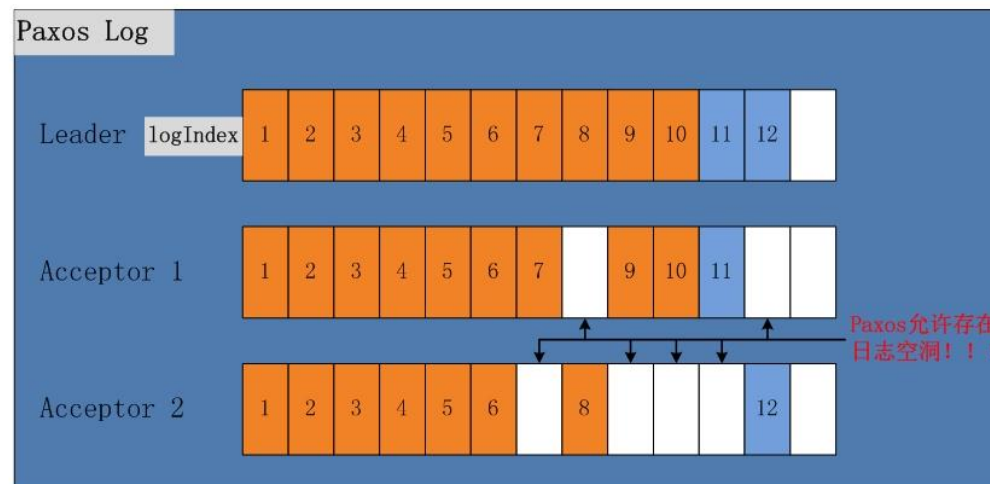
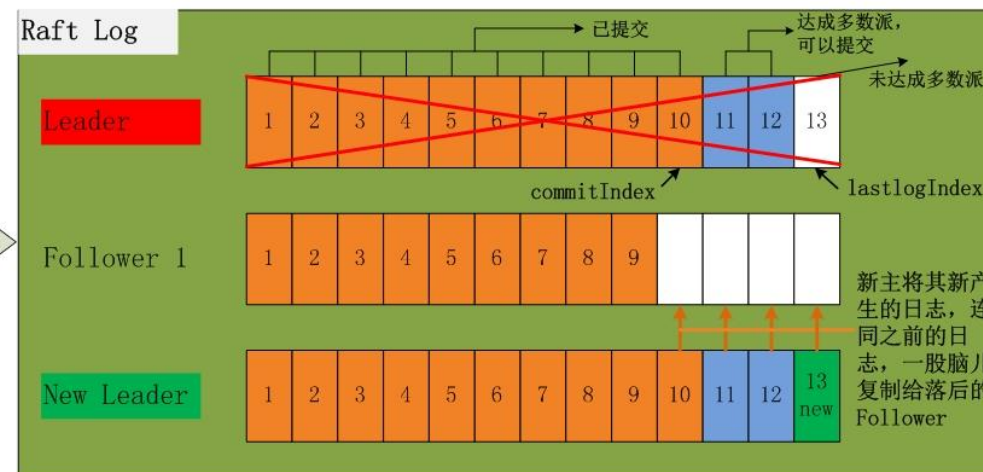
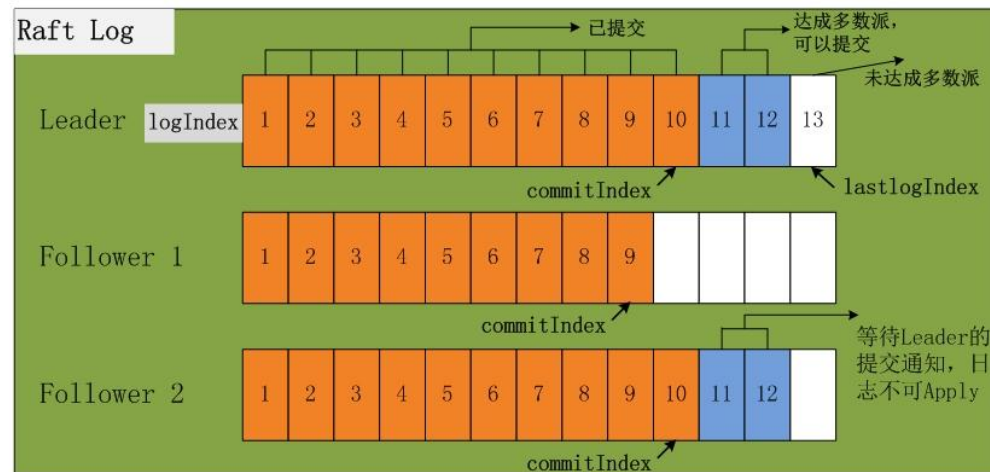


✓Pre-Vote

- ✓ 新增Pre-Vote RPC (currentTerm+1 , lastLogIndex , lastLogTerm)
- ✓ 不修改Server的任何状态
- ✓ Pre-Vote RPC多数派返回成功，增加本地Term，将节点状态转换为Candidate，发出真正的Vote RPC
- ✓ 分区后的节点，Pre-Vote不会成功，Term不会增加。新加入也就不会导致集群无法正常服务

TIMELINE

✓Le



Raft vs Multi-Paxos : Leader Crash

✓Raft

- ✓ 必须选择拥有最多最新日志的Follower，作为新Leader
- ✓ 新Leader上任之后，自己的日志是最全的准确的（根据Leader选取原则），直接覆盖Follower的即可

✓Multi-Paxos

- ✓ 可选择任意节点作为新Leader
- ✓ 新Leader上任之后
 - ✓ 获取当前节点的CommitIndex
 - ✓ 获取整个系统中所有节点的MaxIndex
 - ✓ 本节点CommitIndex之前的日志，可直接复制给Acceptors
 - ✓ [CommitIndex, MaxIndex]之间的每一条日志，需要逐个应用Basic Paxos，确定该选择哪一个LogEntries
 - ✓ MaxIndex之后的所有日志，在Leader选举阶段就完成了一次Prepare，后续直接Accept即可

Raft——Membership Change

✓Membership Change

- ✓ **包括**：系统中，节点增加、删除、替换
- ✓ **不包括**：节点Crash、Crash节点重启加入
 - ✓ Raft设计，就是允许少数派节点Crash，不影响系统的可用性

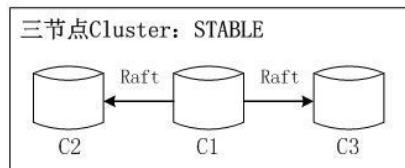
✓Membership Change设计目标

- ✓ Online Membership Change，过程不影响系统的持续可用

Raft——Men

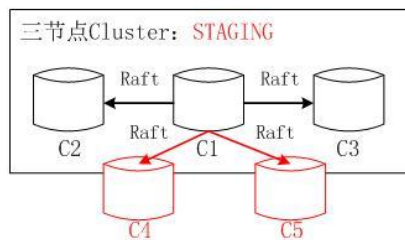
Raft系统状态转移

源状态



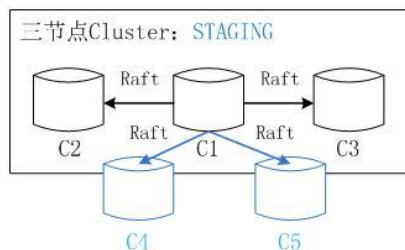
Conf (C1、C2、C3)

Step 1:
Add 2 Nodes



Conf (C1、C2、C3)
C4、C5: Uncatch up

Step 2:
Catch Up

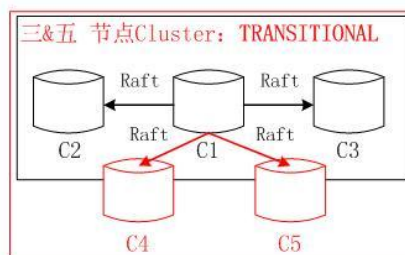


Conf (C1、C2、C3)
C4、C5: Catch up

✓ Step 3 : Transitional Stage

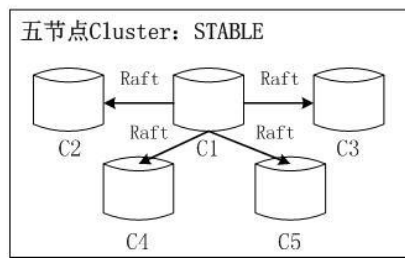
- ✓ Conf_old、Conf_new两个 Configuration Group，需要同时达成多数派，Log Replication才算是成功

Step 3:
Transition



Conf_old (C1、C2、C3)
C_new (C1、C2、C3、C4、C5)

最终状态



Conf (C1、C2、C3、C4、C5)

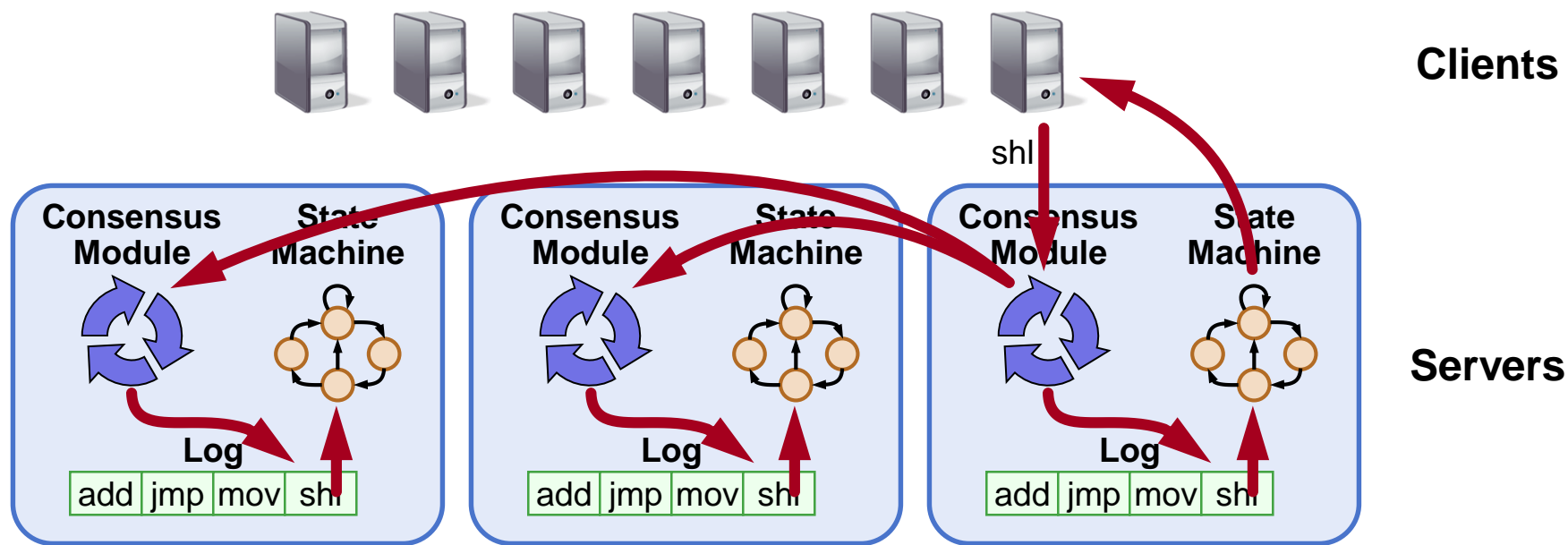
✓ Online Membership Change (关键词)

- ✓ 系统状态变化同样通过日志同步
- ✓ 新老配置共存平滑过度
- ✓ 一次可变更多个Member
(Add/Remove)

Raft/Multi-Paxos：阶段总结

✓ Now, what we learn ?

- ✓ 学会了Raft/Multi-Paxos，能用来解决连续Consensus问题，**确定连续多个提案，确保系统各节点状态完全一致**
- ✓ 学会了自动化的Leader Election，保证系统在少数派宕机下的**持续可用**
- ✓ 学会了日志强同步，保证系统在Leader宕机后的**零数据丢失**
- ✓ 实现所有上面这些功能，都是自封闭的，**零外部系统依赖**



Raft vs Multi-Paxos 小结

- ✓ **Paxos的核心**，在Basic Paxos，关于Multi-Paxos缺乏太多的理论论证。
- ✓ **Raft则将Multi-Paxos的功能做了模块划分，并对每个模块做了详细的阐述和理论证明**
 - ✓ Leader Election、Log Replication、Commit Index Advance、Crash Recovery、Membership Change 等
- ✓ **Multi-Paxos和Raft，最本质的区别，在于是否允许日志空洞。Raft必须连续，不允许空洞。Multi-Paxos允许日志空洞存在**
 - ✓ **允许空洞**：Paxos应对复杂网络环境，更为鲁棒（以三副本为例）
 - ✓ 三节点两两不连通：Raft、Paxos均无法工作
 - ✓ 两个Followers与Leader间的网络，短时间内轮询连接震荡：Paxos不受影响，Raft会受部分影响
 - ✓ 除此之外，Raft、Paxos的表现无差别，均可持续正常服务
 - ✓ **不允许空洞**：Raft在Log Replication、Crash Recovery、CommitIndex Advance等模块的算法实现上，更为简单

Paxos/Multi-Paxos/Raft能干什么？

Google Chubby

Zookeeper

MegaStore

Spanner



ETCD

CockroachDB

MongoDB

OceanBase

...

Paxos/Multi-Paxos/Raft能干什么？

✓Multi-Paxos/Raft功能回顾

- ✓ **系统各节点状态强一致**
- ✓ 系统少数派宕机，不影响可用性（持续可用）
- ✓ 系统本身功能自封闭，零外部系统依赖

✓作为大型系统的Build Block

- ✓ MegaStore、Spanner、CockroachDB、TiDB ...

✓作为基础系统对外提供服务

- ✓ 服务种类：服务发现、分布式锁服务、配置中心（元数据管理）、集群管理（Leader Election）...
- ✓ 服务产品：Zookeeper、ETCD ...
- ✓ **所有服务的本质，就是Server状态机中的一个状态变更，通过Paxos/Raft来保证状态变更全局一致和高可用**

Example : ETCD

✓基于Raft协议实现的，提供服务发现和配置管理的高可用键值系统

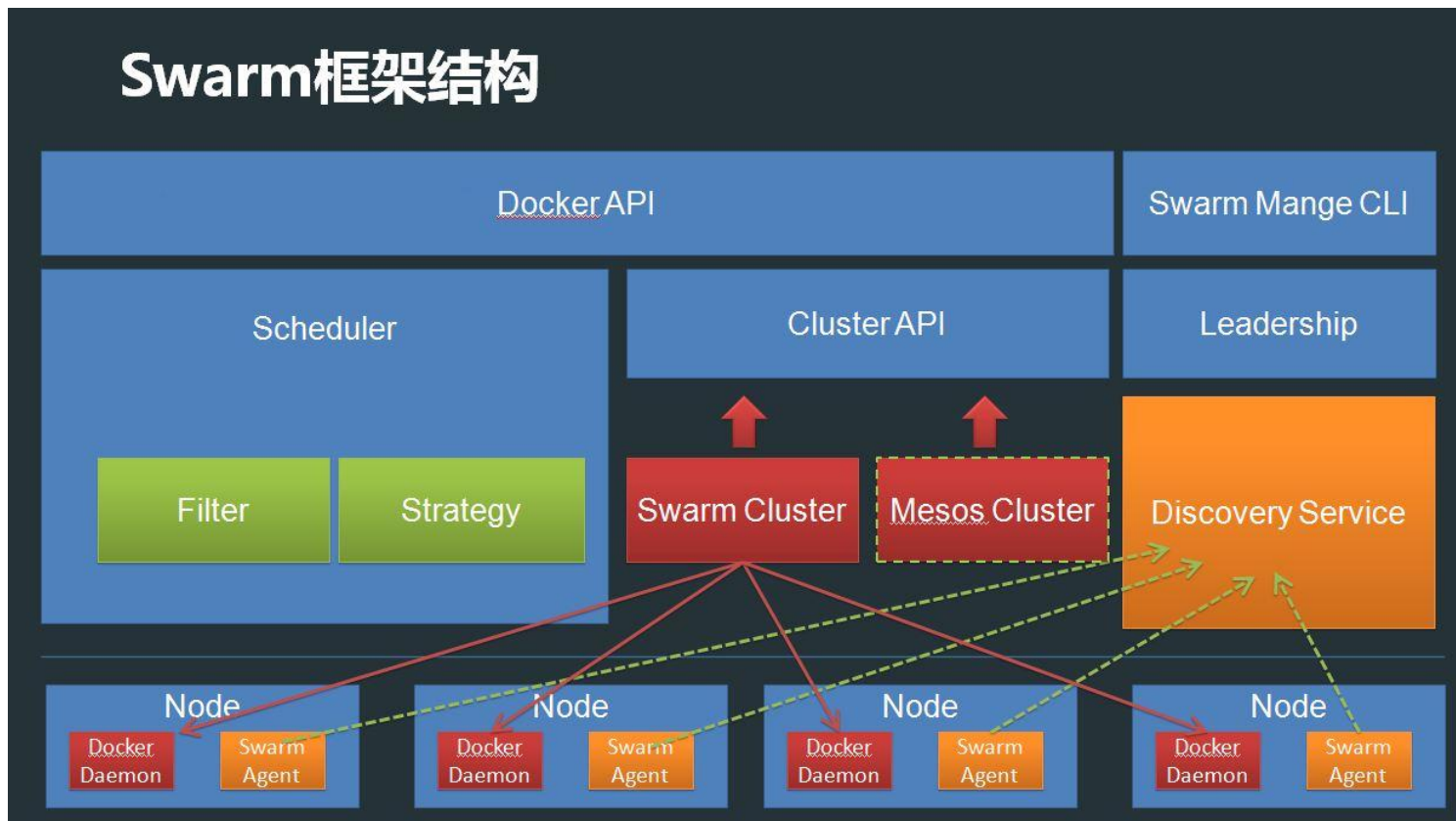


✓功能接口

- ✓ Write a key、Read keys
- ✓ Watch key changes
- ✓ Grant leases
- ✓ ...

✓使用场景

Swarm框架结构



参考资料

- ✓Diego Ongaro and John Ousterhout. In Search of an Understandable Consensus Algorithm.
- ✓Tushar Chandra. Paxos Made Live - An Engineering Perspective.
- ✓Jason Baker. Megastore: Providing Scalable, Highly Available Storage for Interactive Services.
- ✓JAMES C. CORBETT. Spanner: Google' s Globally Distributed Database.
- ✓Mike Burrows. The Chubby lock service for loosely-coupled distributed systems.
- ✓Diego Ongaro and John Ousterhout. [Raft: A Consensus Algorithm for Replicated Logs](#).
- ✓John Ousterhout and Diego Ongaro. [Implementing Replicated Logs with Paxos](#).
- ✓李凯. [架构师需要了解的Paxos原理、历程及实战](#).
- ✓The Secret Lives of Data. [Raft Understandable Distributed Consensus](#).
- ✓raft github. [The Raft Consensus Algorithm](#).
- ✓Henrik Ingo. [Four modifications for the Raft consensus algorithm](#).
- ✓Jason Wilder. [Docker Service Discovery Using Etcd and Haproxy](#).
- ✓Jason Wilder. [Open-Source Service Discovery](#).
- ✓线超博. [DockOne技术分享 \(二十\) : Docker三剑客之Swarm介绍](#).
- ✓陌辞寒. [Zookeeper和etcd使用场景](#).

致谢

谢谢大家！