Filecoin：一种去中心化的存储网络

作者：Protocol Labs

【译者：郭世清 toxotguo@gmail.com】

【ETH 打赏地址：0xc65085cE0e9890383b4cbD4028d1C14d6ce56F9c】

摘要

当前互联网正处于一场革命中 :集中式专有服务正在被去中心化开放服务所代替；信任式参与被可验证式计算所代替；脆弱的位置寻址被弹性的内容寻址所代替；低效率的整体式服务被点对点算法市场所代替；比特币、以太坊和其他的区块链网络已经证明了去中心化交易账本的有效性。这些公共账本处理复杂的智能合约应用程序和交易价值数百亿美金的加密资产。这些系统的参与者们形成去中心化的、没有中心管理机构或者可信任党派的网络提供了有用的支付服务，这是广泛互联网开放服务的第一个实例。IPFS 通过分散的网页自身已经证明了内容寻址的有效性，它提供了全球点对点网络数十亿文件使用。它解放了孤岛数据，网络分区存活，离线工作，审查制度路线，产生了持久的数字信息。

Filecoin 是一个去中心化存储网络，它让云存储变成一个算法市场。这个市场运行在有着本地协议令牌（也叫做 Filecoin）的区块链。区块链中的旷工可以通过为客户提供存储来获取 Filecoin,相反的，客户可以通过花费 Filecoin 来雇佣旷工来存储或分发数据。和比特币一样，Filecoin 的旷工们为了巨大的奖励而竞争式挖区块，但 Filecoin 的挖矿效率是与存储活跃度成比例的，这直接为客

户提供了有用的服务（不像比特币的挖矿仅是为了维护区块链的共识）。这种方式给旷工们创造了强大的激励，激励他们尽可能多的聚集存储器并且把它们出租给客户们。Filecoin 协议将这些聚集的资源编织成世界上任何人都能依赖的自我修复的存储网络。该网络通过复制和分散内容实现鲁棒性，同时自动检测和修复副本失败。客户可以选择复制参数来防范不同的威胁模型。该协议的云存储网络还提供了安全性，因为内容是在客户端端对端加密的，而存储提供者不能访问到解密秘钥。Filecoin 的成果作为可以为任何数据提供存储基础架构的 IPFS 最上面的激励层。它对去中心化数据，构建和运行分布式应用程序，以及实现智能合同都非常有用。

这些工作包括以下几部分内容：

（a)介绍 Filecoin 网络，概述这个协议以及详细介绍几个组件。

（b)形式化去中心化存储网络（DSN)的计划与内容，然后构建 Filecoin 作为一个 DSN。

（c)介绍一种叫“复制证明”的新型存储证明方案，它允许验证任何数据副本都存储在物理上独立的存储器中。

（d)介绍一种新型的以基于顺序复制和存储作为激励度量的有用工作共识。

（e)形成可验证市场，并构建两个市场，存储市场和检索市场，它们分别管理如何从 Filecoin 写入和读取数据。

（f)讨论用例，如何连接其他系统以及如何使用这个协议。

注意：Filecoin 是一项正在进行的工作。正在进行积极的研究，本文的新版本将会出现在 https://filecoin.io

如有意见和建议，请通过 research@filecoin.io 与我们联系

1 介绍

Filecoin 是一种协议令牌，其区块链运行在一种叫“时空证明”的新型证明机制上，其区块被存储数据的矿工所挖。Filecoin 协议通过不依赖于单个协调员的独立存储提供商组成的网络提供数据存储服务和数据检索服务。其中：

1. 用户为数据存储和检索支付令牌
2. 存储矿工通过提供存储空间赚取令牌
3. 检索矿工通过提供数据服务赚取令牌

1.1 基本组件

Filecoin 协议由四个新型组件组成

1. 去中心化存储网络(Decentralized Storage Network)(DSN)：我们提供一个由提供存储和检索服务的独立服务商网络的抽象（在第二节）。接着我们提出了 Filecoin 协议作为激励，可审计和可验证的 DSN 构建（在第 4 节）。
2. 新型的存储证明：我们提出了两种新型存储证明方案（在第三节）：（1）“复制证明”（Proof-of-Replication）允许存储提供商证明数据已经被复制到了他自己唯一专用的物理存储设备上了。执行唯一的物理副本使验

证者能够检查证明者是否不存在将多个数据副本重复拷贝到同一存储空间。（2）“时空证明”（Proof-of-Spacetime）允许存储提供商证明在指定的时间内存储了某些数据。

3. 可验证市场：我们将存储请求和检索需求作为两个由 Filecoin 网络操作的去中心化可验证市场的订单进行建模（在第五节）。验证市场确保了当一个服务被正确提供的时候能执行付款。我们介绍了客户和矿工可以分别提交存储和检索订单的存储市场和检索市场。
4. 有效的工作量证明（Proof-of-Work）:我们展示了如何基于“时空证明”来构建有效的工作量证明来应用于共识协议。旷工们不需要花费不必要的计算来挖矿，但相反的必须存储数据于网络中。

1.2 协议概述

- Filecoin 协议是构建于区块链和带有原生令牌的去中心化存储网络。客户花费令牌来存储数据和检索数据，而矿工们通过提供存储和检索数据来赚取令牌。

- Filecoin DSN 分别通过两个可验证市场来处理存储请求和检索请求：存储市场和检索市场。客户和矿工设定所要求服务的价格和提供服务的价格，并将其订单提交到市场。

- 市场由 Filecoin 网络来操作，该网络采用了“时空证明”和“复制证明”来确保矿工们正确存储他们承诺存储的数据。

- 最后，矿工们能参与到区块链新区块的锻造。矿工对下一个区块链的影响与他们在网络中当前存储使用量成正比。

图一是使用了术语定义之后的 Filecoin 协议草图，伴随着一个例子如图 2 所示

Filecoin Protocol Sketch

Network

at each epoch t in the ledger $\mathcal{L}$:

1. for each new block:
   (a) check if the block is in the valid format
   (b) check if all transactions are valid
   (c) check if all orders are valid
   (d) check if all proofs are valid
   (e) check if all pledges are valid
   (f) discard block, if any of the above fails
2. for each new order $\mathcal{O}$ introduced in t
   (a) add $\mathcal{O}$ to the Storage Market's orderbook.
   (b) if $\mathcal{O}$ is a *bid*: lock $\mathcal{O}$.funds
   (c) if $\mathcal{O}$ is an *ask*: lock $\mathcal{O}$.space
   (d) if $\mathcal{O}$ is a *deal*: run Put.AssignOrders
3. for each $\mathcal{O}$ in the Storage Market's orderbook:
   (a) check if $\mathcal{O}$ has expired (or canceled):
   - remove $\mathcal{O}$ from the orderbook
   - return unspent $\mathcal{O}$.funds
   - free $\mathcal{O}$.space from AllocTable

   (b) if $\mathcal{O}$ is a *deal*, check if the expected proofs exist by running Manage.RepairOrders:
   - if one missing, penalize the $\mathcal{M}$'s pledge collateral
   - if proofs are missing for more than Δ_{fault} epochs, cancel order and re-introduce it to the market
   - if the piece cannot be retrieved and reconstructed from the network, cancel order and re-fund the client

Client

at any time:

1. submit new storage orders via Put.AddOrders
   (a) find matching orders via Put.MatchOrders
   (b) send file to the matched miner $\mathcal{M}$
2. submit new retrieval orders via Get.AddOrders
   (a) find matching orders via Get.MatchOrders
   (b) create a payment channel with $\mathcal{M}$

on receiving $\mathcal{O}_{\text{deal}}$ from Storage Miners $\mathcal{M}$

1. sign $\mathcal{O}_{\text{deal}}$
2. submit it to the blockchain via Put.AddOrders

on receiving (p_i) from Retrieval Miners $\mathcal{M}$:

1. verify that
2. send a micropayment to $\mathcal{M}$

Storage Mine

at any time:

1. renew expired pledges via Manage.PledgeSector
2. pledge new storage via Manage.PledgeSector
3. submit a new ask order via Put.AddOrder

at each epoch t:

1. for each $\mathcal{O}_{\text{ask}}$ in the orderbook:
   (a) find matched orders via Put.MatchOrders
   (b) start a new deal by contacting the matching client
2. for each sector pledged:
   (a) generate proof of storage via Manage.ProveSector
   (b) if time to post the proof (every Δ_{proof} epochs), submit it to the blockchain

on receiving piece p from client $\mathcal{C}$:

1. check if the piece is of the size specified in the order $\mathcal{O}_{\text{bid}}$
2. create $\mathcal{O}_{\text{deal}}$ and sign it and send it to $\mathcal{C}$
3. store the piece in a sector
4. if the sector is full, run Manage.SealSector

Retrieval Mine

at any time:

1. gossip *ask* orders to the network
2. listen to *bid* orders from the network

on retrieval request from $\mathcal{C}$:

1. start payment channel with $\mathcal{C}$
2. split data in multiple parts
3. only send parts if payments are received

Figure 1: Sketch of the Filecoin Protocol.

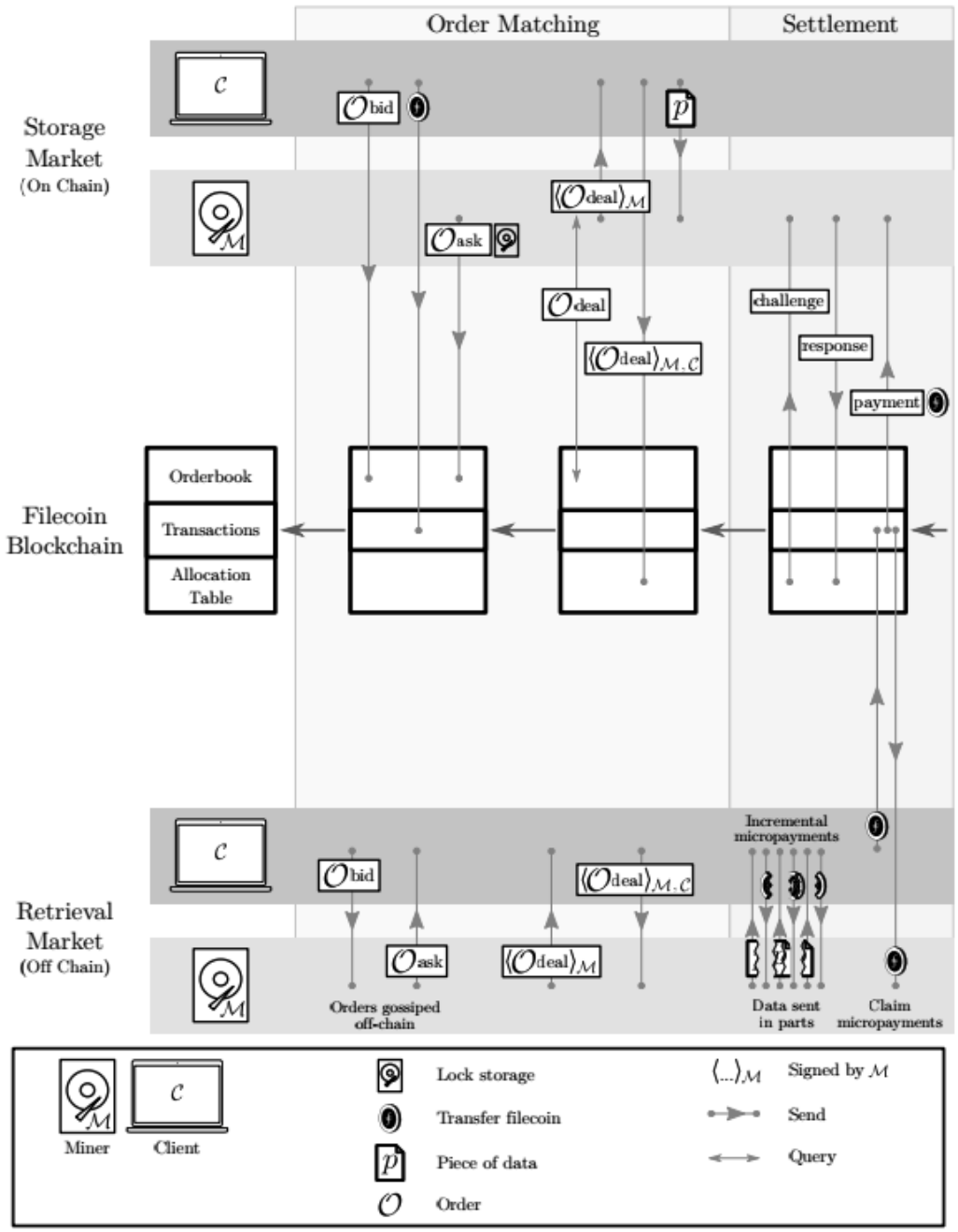


Figure 2: Illustration of the Filecoin Protocol, showing an overview of the Client-Miner interactions. The Storage and Retrieval Markets shown above and below the blockchain, respectively, with time advancing from the Order Matching phase on the left to the Settlement phase on the right. Note that before micropayments can be made for retrieval, the client must lock the funds for the microtransaction.

1.3 论文组织

本文的其余部分安排如下：我们在第二节中介绍了对一个理论上的 DNS 方案的定义和需求。在第三节中我们定义和介绍我们的 “复制证明” 和 “时空证明”

协议，以及 Filecoin 将其用于加密地验证数据按照订单的要求被持续不断的存储。第四节描述了 Filecoin DSN 的具体实例，描述了数据结构，协议，以及参与者之间的交互。第 5 节定义和描述可验证市场的概念，还有存储市场和检索市场的实施。第 6 节描述了使用“时空证明”协议进行演示，并且评估矿工对网络的贡献，这对扩展区块链块和区块奖励是必要的。第 7 节简要介绍了 Filecoin 中的智能合约。在第 8 节中讨论了未来的工作作为结束。

2 去中心化存储网络的定义

我们介绍了去中心化存储网络（DSN）方案的概念。DSNs 聚集了由多个独立存储提供商提供的存储，并且能自我协调的提供存储数据和检索数据服务给客户。这种协调是去中心化的、无需信任的：通过协议的协调与个体参与者能实施验证操作，系统可以获得安全性操作。DSNs 可以使用不同的协调策略，包括拜占庭协议，gossip 协议或者 CRDTs，这取决于系统的需求。在后面，第四节，我们提供 Filecoin DSN 的的一个构建。

定义 2.1

DSN 方案(Π)是由存储提供商和客户运行的协议元组: (Put, Get, Manage)

- Put(data) → key: 客户端执行 Put 协议以将数据存储在唯一的标识符秘钥下。
- Get(key) → data: 客户端执行 Get 协议来检索当前使用秘钥存储的数据。

- Manage(): 网络的参与者通过管理协议来协调：控制可用的存储，审核提供商提供的服务并修复可能的故障、

  管理协议由存储提供商来运行，并且经常与客户或者审计网络结合（在管理协议依赖区块链的情况下，我们认为矿工是审计人员，因为他们验证和协调存储提供商）。

DSN 方案(Π)必须保证数据的完整性和可恢复性，并且能够容忍在后面章节中所定义的管理和存储故障。

2.1 故障容错

2.1.1 管理故障

我们将管理故障定义为管理协议的参与者引起的拜占庭故障。一个 DSN 方案依赖于它的基础管理协议的故障容错。违反故障容错的管理故障假设可能会影响系统的活跃度和安全性。

例如，考虑一个 DSN 方案，其中管理协议要求拜占庭容错来审核存储提供商。在这样的协议中，网络收集到来自存储提供商的存储证明，并运行拜占庭容错对这些证明的有效性达成共识。如果在总共 n 个节点中，拜占庭容错最多容忍 f 个故障节点。那么我们的 DSN 可以容忍 $f<n/2$ 个故障节点。在违反了这些假设的情况下，审计上就要做出妥协。

2.1.2 存储故障

我们将存储故障定位为拜占庭故障，阻止了客户检索数据。例如存储矿工丢失了他们的数据，检索矿工停止了他们的服务。一个成功的 Put 操作的定义是(f,m),既是它的输入数据被存储在 m 个独立的存储提供商（总共有 n 个）中，并且它可以容忍最多 f 个拜占庭存储提供商。参数 f 和 m 取决于协议的实现。协议设计者可以固定 f 和 m，或者留给用户自己选择。将 Put(data) 扩展为 Put(data,f,m)。如果有小于 f 个故障存储提供商，则对存储数据的 Get 操作是成功的。

例如，考虑一个简单的方案。它的 Put 协议设计为每个存储提供商存储所有的数据。在这个方案里，m=n,并且 f=m-1。但总是 f=m-1 吗，不一定的，有些方案可能采用可擦除式设计，其中每个存储供应商存储数据的特定部分，这样使得 m 个存储供应商中的 x 个需要检索数据，在这种场景下 f=m-x。

2.2 属性

我们描述 DSN 方案所必须的两个属性，然后提出 Filecoin DSN 所需要的其他属性。

2.2.1 数据完整性

该属性要求没有有限的对手 A 可以让客户在 Get 操作结束的时候接受被更改或者伪造的数据。

定义 2.2

一个 DSN 方案(Π)提供了数据完整性 .如果有任意成功的 Put 操作将数据 d 设置在键 k 下，那不存在计算有限的对手 A 能使得客户在对键 k 执行 Get 操作结束的时候接受 d ‘，其中 d' 不等于 d。

2.2.2 可恢复性

该属性满足了以下要求：考虑到我们的Π的容错假设，如果有些数据已经成功存储在Π并且存储提供商继续遵循协议，那么客户最终能够检索到数据。

定义 2.3

一个 DSN 方案(Π)提供了可恢复性：如果有任意成功的 Put 操作将数据 d 设置在键 k 下，且存在一个成功的客户 Get 操作通过对键 K 执行检索得到数据（这个定义并不保证每次 Get 操作都能成功，如果每次 Get 操作最终都能返回数据，那这个方案是公平的）。

2.3 其他属性

DSNs 可以提供特定于其应用程序的其他属性。我们定义了 Filecoin DSN 所需要的三个关键属性：公开可验证性、可审查性和激励兼容性。

定义 2.4

一个 DSN 方案(Π)是公开可验证的：对于每个成功的 Put 操作，存储网络的供应商可以生成数据当前正在被存储的证明。这个存储证明必须说服任何只知道键但并不能访问键所对应的数据的有效验证者。

定义 2.5

一个 DSN 方案(Π)是可审查的：如果它产生了可验证的操作轨迹，并且在未来能被检查在正确的时间上数据确实被存储了。

定义 2.6

一个 DSN 方案(Π)是激励可兼容的 .如果存储提供商由于成功提供了存储数据和检索数据的服务而获得激励，或者因为作弊而得到惩罚。所有存储提供商的优势策略是存储数据。

3 复制证明与时空证明

在 Filecoin 协议中，存储供应商必须让他们的客户相信，客户所付费的数据已经被他们存储。在实践中，存储供应商将生成"存储证明"(POS)给区块链网络（或客户自己）来验证。

在本节中，我们介绍和概述在 Filecoin 中所使用的“复制证明”n (PoRep)和“时空证明”(PoSt)实现方案。

3.1 动机

存储证明(POS)方案类似“数据持有性验证”(PDP)[2]和“可恢复性证明”(PoR)[3,4]方案。它允许一个将数据外包给服务器（既证明人 P)的用户（既验证者 V)可以反复检查服务器是否依然存储数据 D。用户可以用比下载数据还高效的方式来验证他外包给服务器的数据的完整性。服务器通过对一组随机数据块进行采样和提交小量数据来生成拥有的概率证明作为给用户的响应协议。

PDP 和 PoR 方案只保证了证明人在响应的时候拥有某些数据。在 Filecoin 中 ,我们需要更强大的保障能阻止作恶矿工利用不提供存储却获得奖励的三种类型攻击：女巫攻击(Sybil attack)、外包攻击(outsourcing attacks)、代攻击？（generation attacks）。

- 女巫攻击：作恶矿工可能通过创建多个女巫身份假装物理存储很多副本（从中获取奖励），但实际上只存储一次。
- 外包攻击：依赖于可以快速从其他存储提供商获取数据，作恶矿工可能承诺能存储比他们实际物理存储容量更大的数据。
- 代攻击：作恶矿工可能宣称要存储大量的数据，相反的他们使用小程序有效地生成请求。如果这个小程序小于所宣称要存储的数据，则作恶矿工在 Filecoin 获取区块奖励的可能性增加了，因为这是和矿工当前使用量成正比的。

3.2 复制证明

“复制证明”(PoRep)是一个新型的存储证明。它允许服务器（既证明人 P)说服用户（既验证者 V）一些数据 D 已被复制到它唯一的专用物理存储上了。我们的方案是一种交互式协议。当证明人 P:（a）承诺存储某数据 D 的 n 个不同的副本（独立物理副本），然后（b）通过响应协议来说服验证者 V，P 确实已经存储了每个副本。据我们所知 PoRep 改善了 PDP 和 PoR 方案，阻止了女巫攻击、外包攻击、代攻击。

请注意，正式的定义，它的属性描述，和 PoRep 的深入研究，我们参考了 [5]

定义 3.1

PoRep 方案使得有效的证明人 P 能说服验证者 V，数据 D 的一个 P 专用的独立物理副本 R 已被存储。PoRep 协议其特征是多项式时间算法的元组：(Setup, Prove, Verify)

- PoRep.Setup(1^{λ}, D) → R, S_P, S_V，其中 S_P 和 S_V 是 P 和 V 的特点方案的设置变量，λ是一个安全参数。PoRep.Setup 用来生成副本 R，并且给予 P 和 V 必要的信息来运行 PoRep.Prove 和 PoRep.Verify。一些方案可能要求证明人或者是有互动的第三方去运算 PoRep.Setup。
- PoRep.Prove(S_P, R, c) → π^c，其中 c 是验证人 V 发出的随机验证，π^c 是证明人产生的可以访问数据 D 的特定副本 R 的证明。PoRep.Prove 由 P（证明人）为 V（验证者）运行生成π^c。
- PoRep.Verify(S_v, c, π^c) → {0, 1}，用来检测证明是否是正确。PoRep.Verify 由 V 运行和说服 V 相信 P 已经存储了 R。

3.3 时空证明

存储证明方案允许用户请求检查存储提供商当时是否已经存储了外包数据。我们如何使用 PoS 方案来证明数据在一段时间内都已经被存储了？这个问题的一个自然的答案是要求用户重复（例如每分钟）对存储提供商发送请求。然而每

次交互所需要的通信复杂度会成为类似 Filecoin 这样的系统的瓶颈，因为存储提供商被要求提交他们的证明到区块链网络。

为了回答这个问题，我们介绍了新的证明，“时空证明”，它可以让验证者检查存储提供商是否在一段时间内存储了他/她的外包数据。这对提供商的直接要求是：（1）生成顺序的存储证明（在我们的例子里是“复制证明”）来作为确定时间的一种方法 （2）组成递归执行来生成简单的证明。

定义 3.2

（时空证明）Post 方案使得有效的证明人 P 能够说服一个验证者 V 相信 P 在一段时间内已经存储了一些数据 D。PoSt 其特征是多项式时间算法的元组：(Setup, Prove, Verify)*

- PoSt.Setup(1^{λ},D)->S_p，S_v，其中 S_P 和 S_V 是 P 和 V 的特点方案的设置变量，λ是一个安全参数。PoSt.Setup 用来给予 P 和 V 必要的信息来运行 PoSt.Prove 和 PoSt.Prove。一些方案可能要求证明人或者是有互动的第三方去运算 PoSt.Setup。
- PoSt.Prove(S_p, D, c, t) → π^c，其中 c 是验证人 V 发出的随机验证， π^c 是证明人在一段时间内可以访问数据 D 的的证明。PoSt.Prove 由 P（证明人）为 V（验证者）运行生成π^c。
- PoSt.Verify(S_v, c, t, π^c) → {0, 1}，用来检测证明是否是正确。PoSt.Verify 由 V 运行和说服 V 相信 P 在一段时间内已经存储了 R。

3.4 PoRep 和 PoSt 实际应用

我们感兴趣的是 PoRep 和 PoSt 的应用构建，可以应用于现存系统并且不依赖于可信任的第三方或者硬件。我们给出了 PoRep 的一个构建（请参见基于密封的复制证明[5]),它在 Setup 过程中需要一个非常慢的顺序计算密封的执行来生成副本。PoRep 和 PoSt 的协议草图在图 4 给出，Post 的底层机制的证明步骤在图 3 中。

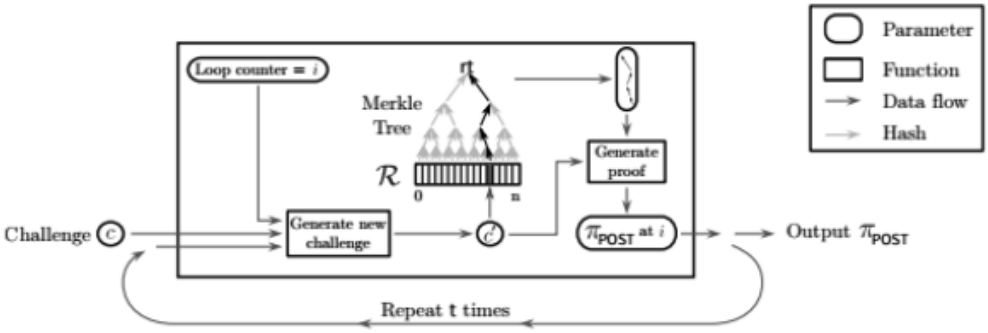
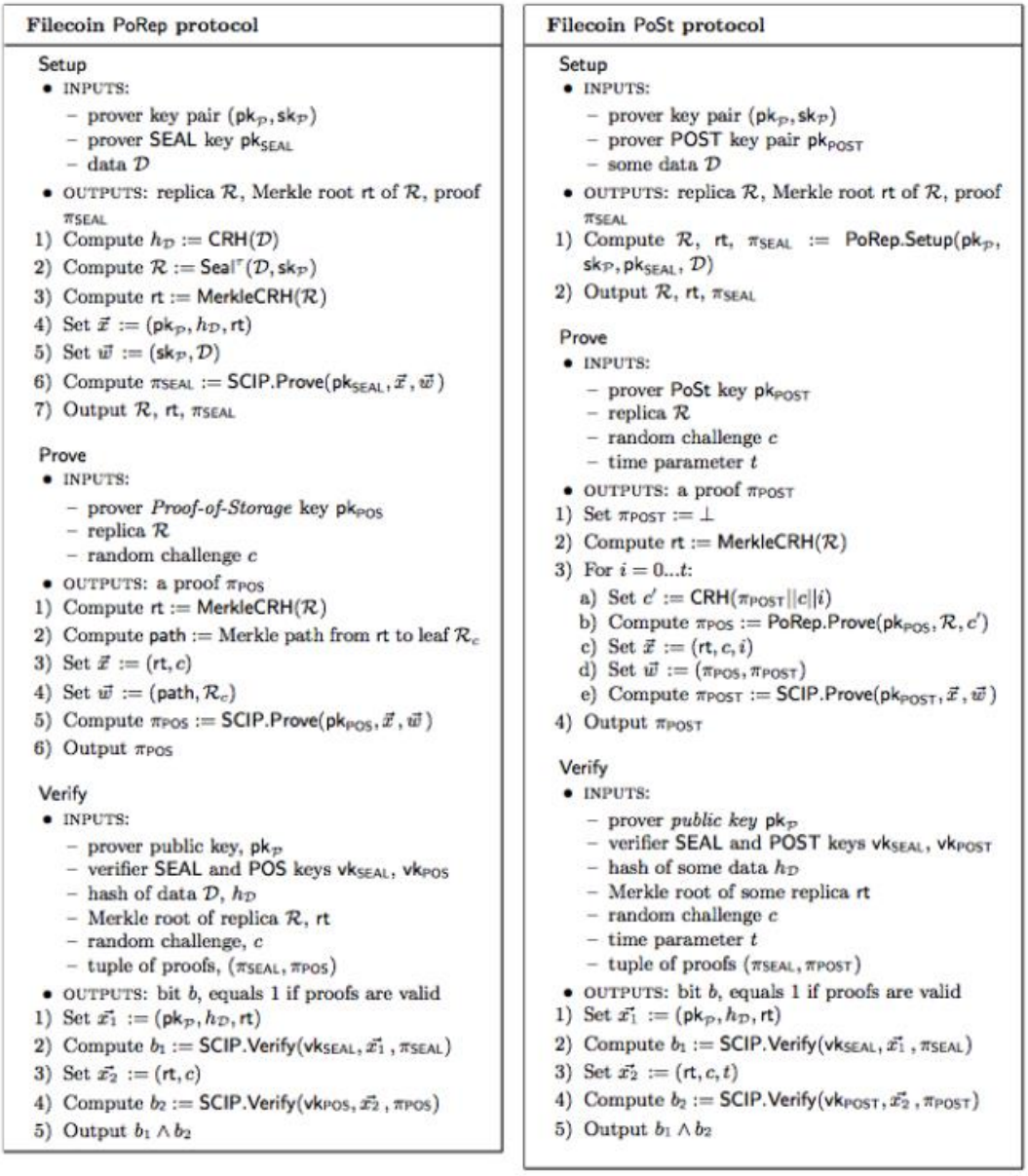


Figure 3: Illustration of the underlying mechanism of PoSt.Prove showing the iterative proof to demonstrate storage over time.



Filecoin PoRep protocol

Setup
- INPUTS:
  - prover key pair $(\mathsf{pk}_\mathcal{P}, \mathsf{sk}_\mathcal{P})$
  - prover SEAL key $\mathsf{pk}_{\mathsf{SEAL}}$
  - data $\mathcal{D}$
- OUTPUTS: replica $\mathcal{R}$, Merkle root rt of $\mathcal{R}$, proof π_{SEAL}

1) Compute $h_\mathcal{D} := \mathsf{CRH}(\mathcal{D})$
2) Compute $\mathcal{R} := \mathsf{Seal}^\tau(\mathcal{D}, \mathsf{sk}_\mathcal{P})$
3) Compute $\mathsf{rt} := \mathsf{MerkleCRH}(\mathcal{R})$
4) Set $\vec{x} := (\mathsf{pk}_\mathcal{P}, h_\mathcal{D}, \mathsf{rt})$
5) Set $\vec{w} := (\mathsf{sk}_\mathcal{P}, \mathcal{D})$
6) Compute $\pi_{\mathsf{SEAL}} := \mathsf{SCIP.Prove}(\mathsf{pk}_{\mathsf{SEAL}}, \vec{x}, \vec{w})$
7) Output $\mathcal{R}$, rt, π_{SEAL}

Prove
- INPUTS:
  - prover *Proof-of-Storage* key $\mathsf{pk}_{\mathsf{POS}}$
  - replica $\mathcal{R}$
  - random challenge c
- OUTPUTS: a proof π_{POS}

1) Compute $\mathsf{rt} := \mathsf{MerkleCRH}(\mathcal{R})$
2) Compute path := Merkle path from rt to leaf $\mathcal{R}_c$
3) Set $\vec{x} := (\mathsf{rt}, c)$
4) Set $\vec{w} := (\mathsf{path}, \mathcal{R}_c)$
5) Compute $\pi_{\mathsf{POS}} := \mathsf{SCIP.Prove}(\mathsf{pk}_{\mathsf{POS}}, \vec{x}, \vec{w})$
6) Output π_{POS}

Verify
- INPUTS:
  - prover public key, $\mathsf{pk}_\mathcal{P}$
  - verifier SEAL and POS keys $\mathsf{vk}_{\mathsf{SEAL}}$, $\mathsf{vk}_{\mathsf{POS}}$
  - hash of data $\mathcal{D}$, $h_\mathcal{D}$
  - Merkle root of replica $\mathcal{R}$, rt
  - random challenge, c
  - tuple of proofs, $(\pi_{\mathsf{SEAL}}, \pi_{\mathsf{POS}})$
- OUTPUTS: bit b, equals 1 if proofs are valid

1) Set $\vec{x_1} := (\mathsf{pk}_\mathcal{P}, h_\mathcal{D}, \mathsf{rt})$
2) Compute $b_1 := \mathsf{SCIP.Verify}(\mathsf{vk}_{\mathsf{SEAL}}, \vec{x_1}, \pi_{\mathsf{SEAL}})$
3) Set $\vec{x_2} := (\mathsf{rt}, c)$
4) Compute $b_2 := \mathsf{SCIP.Verify}(\mathsf{vk}_{\mathsf{POS}}, \vec{x_2}, \pi_{\mathsf{POS}})$
5) Output $b_1 \wedge b_2$

Filecoin PoSt protocol

Setup
- INPUTS:
  - prover key pair $(\mathsf{pk}_\mathcal{P}, \mathsf{sk}_\mathcal{P})$
  - prover POST key pair $\mathsf{pk}_{\mathsf{POST}}$
  - some data $\mathcal{D}$
- OUTPUTS: replica $\mathcal{R}$, Merkle root rt of $\mathcal{R}$, proof π_{SEAL}

1) Compute $\mathcal{R}$, rt, $\pi_{\mathsf{SEAL}} := \mathsf{PoRep.Setup}(\mathsf{pk}_\mathcal{P}, \mathsf{sk}_\mathcal{P}, \mathsf{pk}_{\mathsf{SEAL}}, \mathcal{D})$
2) Output $\mathcal{R}$, rt, π_{SEAL}

Prove
- INPUTS:
  - prover PoSt key $\mathsf{pk}_{\mathsf{POST}}$
  - replica $\mathcal{R}$
  - random challenge c
  - time parameter t
- OUTPUTS: a proof π_{POST}

1) Set $\pi_{\mathsf{POST}} := \perp$
2) Compute $\mathsf{rt} := \mathsf{MerkleCRH}(\mathcal{R})$
3) For $i = 0 \ldots t$:
   a) Set $c' := \mathsf{CRH}(\pi_{\mathsf{POST}} || c || i)$
   b) Compute $\pi_{\mathsf{POS}} := \mathsf{PoRep.Prove}(\mathsf{pk}_{\mathsf{POS}}, \mathcal{R}, c')$
   c) Set $\vec{x} := (\mathsf{rt}, c, i)$
   d) Set $\vec{w} := (\pi_{\mathsf{POS}}, \pi_{\mathsf{POST}})$
   e) Compute $\pi_{\mathsf{POST}} := \mathsf{SCIP.Prove}(\mathsf{pk}_{\mathsf{POST}}, \vec{x}, \vec{w})$
4) Output π_{POST}

Verify
- INPUTS:
  - prover *public key* $\mathsf{pk}_\mathcal{P}$
  - verifier SEAL and POST keys $\mathsf{vk}_{\mathsf{SEAL}}$, $\mathsf{vk}_{\mathsf{POST}}$
  - hash of some data $h_\mathcal{D}$
  - Merkle root of some replica rt
  - random challenge c
  - time parameter t
  - tuple of proofs $(\pi_{\mathsf{SEAL}}, \pi_{\mathsf{POST}})$
- OUTPUTS: bit b, equals 1 if proofs are valid

1) Set $\vec{x_1} := (\mathsf{pk}_\mathcal{P}, h_\mathcal{D}, \mathsf{rt})$
2) Compute $b_1 := \mathsf{SCIP.Verify}(\mathsf{vk}_{\mathsf{SEAL}}, \vec{x_1}, \pi_{\mathsf{SEAL}})$
3) Set $\vec{x_2} := (\mathsf{rt}, c, t)$
4) Compute $b_2 := \mathsf{SCIP.Verify}(\mathsf{vk}_{\mathsf{POST}}, \vec{x_2}, \pi_{\mathsf{POST}})$
5) Output $b_1 \wedge b_2$

Figure 4: *Proof-of-Replication* and *Proof-of-Spacetime* protocol sketches. Here CRH denotes a collision-resistant hash, $\vec{x}$ is the NP-statement to be proven, and $\vec{w}$ is the witness.

3.4.1 构建加密区块

防碰撞散列 我们使用一个防碰撞的散列函数：$\mathsf{CRH} : \{0,1\}^* \rightarrow \{0,1\}^{O(\lambda)}$。我们还使用了一个防碰撞散列函数 MerkleCRH，它将字符串分割成多个部分，构造出二叉树并递归应用 CRH，然后输出树根。

zk-SNARKs 我们的 PoRep 和 PoSt 的实际实现依赖于零知识证明的简洁的非交互式知识论（zk-SNARKs)[6,7,8]。因为 zk-SNARKs 是简洁的，所以证明很短并且很容易验证。更正式地，让 L 为 NP 语言，C 为 L 的决策电路。受信任的一方进行一次设置阶段，产生两个公共密钥：证明密钥 pk 和验证密钥 vk。证明密钥 pk 使任何（不可信）的证明者都能产生证明证明π，对于她选择的实例 x，x∈L。非交互式证明π是零知识和知识证明。任何人都可以使用验证密钥 vk 验证证明π。特别是 zk-SNARK 的证明可公开验证：任何人都可以验证π，而不与产生π的证明者进行交互。证明π具有恒定的大小，并且可以在| x |中线性的时间内验证。

可满足电路可靠？的 zk-SNARKs 是多项式时间算法的元组：*(KeyGen, Prove, Verify)*

- KeyGen(1^{λ},C)→ (pk, vk)，输入安全参数λ和电路 C，KeyGen 产生概率样本 pk 和 vk。这两个键作为公共参数发布，可在 L_c 上用于证明/验证。
- Prove(pk, x, w) → π 在输入 pk、输入 x 和 NP 声明 w 的见证时，证明人为语句 x∈L_C 输出非交互式证明π。
- Verify(vk, x, π) → {0, 1} 当输入 vk，输入 x 和证明 π，验证者验证输出 1 是否满足 x ∈ L_C。

我们建议感兴趣的读者参看[6 ,7 ,8]对 zk-SNARK 系统的正式介绍和实现。

通常而言这些系统要求 KeyGen 是由可信任参与方来运行。创新的可扩展计算完整性和隐私（SCIP）系统[9]展示了在假设信任的前提下，一个有希望的方向来避免这个初始化步骤。

3.4.2 密封操作

密封操作的作用是（1）通过要求证明人存储对于他们公钥唯一的数据 D 的伪随机排列副本成为物理的独立复制，使得提交存储 n 个副本导致了 n 个独立的磁盘空间（因此是副本存储大小的 n 倍）和（2）在 PoRep.Setup 的时候强制生成副本实质上会花费比预计响应请求更多的时间。有关密封操作的更正式定义，请参见[5]。上述的操作可以用 $Seal^{\tau}_{AES-256}$ 来实现，并且τ使得 $Seal^{\tau}_{AES-256}$ 需要花费比诚实的证明验证请求序列多 10-100 倍的时间。请注意，对τ的选择是重要的 ,这使得运行 $Seal^{\tau}_{BC}$ 比证明人随机访问 R 花费更多时间显得更加明显。

3.4.3 PoRep 构建实践

这节描述 PoRep 协议的构建并已在图 4 包括了一个简单协议草图。实现和优化的细节略过了。

创建副本 Setup 算法通过密封算法生成一个副本并提供证明。证明人生成副本并将输出（不包括 R)发送给验证者。

Setup

- inputs:
  - prover key pair (pkP ,skP)

  - prover SEAL key pkSEAL
  - data D
- outputs: replica R, Merkle root rt of R, proof πSEAL

证明存储 Prove 算法生成副本的存储证明。证明人收到来自验证者的随机挑战，要求在树根为 rt 的 Merkle 树 R 中确认特定的叶子节点 R_c。证明人生成关于从树根 rt 到叶子 R_c 的路径的知识证明。

Prove

- inputs:
  - prover Proof-of-Storage key pkPOS
  - replica R
  - random challenge c
- outputs: a proof πPOS

验证证明 Verify 算法检查所给的源数据的哈希和副本的 Merkle 树根的存储证明的有效性。证明是公开可验证的：分布式系统的节点维护账本和对特定数据感兴趣的可以验证这些证明。

Verify

- inputs:

  - prover public key, pk_P
  - verifier SEAL and POS keys vkSEAL, vkPOS
  - hash of data D, h_D
  - Merkle root of replica R, rt
  - random challenge, c
  - tuple of proofs, (πSEAL, πPOS)
- outputs: bit b, equals 1 if proofs are valid

3.4.4 PoSt 构建实践

这节描述 Post 协议的构建并已在图 4 中包含了一个简单协议草图。实现和优化的细节略过了。

Setup 和 Verify 算法和上面的 PoRep 构建是一样的。所以我们这里值描述 Prove。

空间和空间的证明 Prove 算法为副本生成“时空证明”。证明人接收到来自于验证者的随机挑战，并顺序生成”复制证明“，然后使用证明的输出作为另一个输入做指定 t 次迭代（见图 3）。

Prove

- inputs:

- prover PoSt key pk_{POST}
- replica R
- random challenge c
- time parameter t

- outputs: a proof π_{POST}

3.5 在 Filecoin 的应用

Filecoin 协议采用”时空证明“来审核矿工提供的存储。为了在 Filecoin 中使用 PoSt ,因为没有指定的验证者 ,并且我们想要任何网络成员都能够验证，所以我们把方案改成了非交互式。因为我们的验证者是在 public-coin 模型中运行，所以我们可以从区块链中提取随机性来发出挑战。

4 Filecoin:DSN 构建

Filecoin DSN 是可升级，可公开验证和激励式设计的去中心化的存储网络。客户为了存储数据和检索数据向矿工网络付费。矿工提供磁盘空间和带宽来赚取费用。矿工只有在网络可以审计他们的服务是否正确提供的时候才会收到付款。

在本节中，我们介绍基于 DSN 的定义和”时空证明“的 Filecoin DSN 构建。

4.1 环境

4.1.1 参与者

任何用户都可以作为客户端、存储矿工和/或检索矿工来参与 Filecoin 网络。

- 客户在 DSN 中通过 Put 和 Get 请求存储数据或者检索数据 ,并为此付费。
- 存储矿工为网络提供数据存储。存储矿工通过提供他们的磁盘空间和响应 Pug 请求来参与 Filecoin。要想成为存储矿工 ,用户必须用与存储空间成比例的抵押品来抵押。存储矿工通过在特定时间存储数据来响应用户的 Put 请求。存储矿工生成"时空证明” ，并提交到区块链网络来证明他们在特定时间内存储了数据。假如证明无效或丢失 ,那存储矿工将被罚没他们的部分抵押品。存储矿工也有资格挖取新区块 ,如果挖到了新块 ,矿工就能得到挖取新块的奖励和包含在块中的交易费。
- 检索矿工为网络提供数据检索服务。检索矿工通过提供用户 Get 请求所需要的数据来参与 Filecoin。和存储矿工不同 ,他们不需要抵押 ,不需要提交存储数据 ,不需要提供存储证明。存储矿工可以同时也作为检索矿工参与网络。检索矿工可以直接从客户或者从检索市场赚取收益。

4.1.2 网络 N

我们将运行所有运行 Filecoin 全节点的所有用户细化为一个抽象实体：网络。该网络作为运行管理协议的中介。简单的说，Filecoin 区块链的每个新块, 全节点管理可用的存储，验证抵押品，审核存储证明已经修复可能的故障。

4.1.3 账本

我们的协议适用于基于账本的货币。为了通用，我们称之为“账本” L。在任何给定的时间 t(称为时期)，所有的用户都能访问 L_t。当处于时期 t 的时候，

账本是追加式的，它由顺序的一系列交易组成。Filecoin DSN 协议可以在运行验证 Filecoin 的证明的任意账本上实现。在第六节中我们展示了我们如何基于有用的工作构建一个账本。

4.1.4 市场

存储需求和供给组成了两个 Filecoin 市场：存储市场和检索市场。这两个市场是两个去中心化交易所，这会在第 5 节中详细解释。简而言之，客户和矿工们通过向各自的市场提交订单来设定他们请求服务或者提供服务的订单的价格。交易所为客户和矿工们提供了一种方式来查看匹配出价并执行订单。如果服务请求被成功满足，通过运行管理协议，网络保证了矿工得到报酬，客户将被收取费用。

4.2 数据结构

碎片 碎片是客户在 DSN 所存储数据的一部分。例如，数据是可以任意划分为许多片，并且每片都可以有不同集合的存储矿工来存储。

扇区 扇区是存款矿工向网络提供的一些磁盘空间。矿工将客户数据的碎片存储到扇区，并通过他们的服务来赚取令牌。为了存储碎片，矿工们必须向网络抵押他们的扇区。

分配表 分配表式衣柜数据结构，可以跟踪碎片和其分配的扇区。分配表在长辈的每个区块都会更新，Merkle 根存储在最新的区块中。在实践中，该表用来保持 DSN 的状态 ,它使得在证明验证的过程中可以快速查找。更详细的信息，请参看图 5。

订单 订单式请求或提供服务的意向声明。客户向市场提交投标订单来请求服务（存储数据的存储市场和检索数据的检索市场），矿工们提交报价订单来提供服务。订单数据结构如图 10 所示。市场协议将在第 5 节详细介绍。

订单簿 订单簿是订单的集合。请查看第 5.2.2 节的存储市场订单簿和第 5.3.3 节的检索市场订单簿。

抵押 抵押是像网络提供存储（特别是扇区）的承诺。存储矿工必须将抵押提交给账本，以便能在存储市场接受订单。抵押包括了抵押扇区的大小和存储矿工的存放的抵押品。

Data Structures

Pledge

pledge := $\langle \text{size}, \text{coll} \rangle_{\mathcal{M}_i}$

- size, the size of the sector being pledged.
- coll, the collateral specific to this pledge that $\mathcal{M}_i$ deposits.

Orderbook

OrderBook: $(\mathcal{O}^1..\mathcal{O}^n)$

- $\mathcal{O}^i$, currently valid *deal*, *ask*, *bid* orders.

Allocation

allocTable: $\{\mathcal{M}_1 \rightarrow (\text{allocEntry..allocEntry}), \mathcal{M}_2..\}$

allocEntry: (sid, orders, last, missing)

- sid, sector id
- $\mathcal{O}^i$, currently valid *deal*, *ask*, *bid* orders.
- orders, set of orders $\{\mathcal{O}_{\text{deal}}..\mathcal{O}_{\text{deal}}\}$
- last, last proof of storage in the ledger $\mathcal{L}$
- missing, counter for missing proofs

4.3 协议

在本节中，我们通过描述客户端、矿工和网络执行的操作来概述 Filecoin DSN。我们在图 7 中介绍了 Get 和 Pug 协议的方法，和在图 8 中的管理协议。一个协议执行的示例如图 6 所示。图 1 是 Filecoin 协议概览。

4.3.1 客户生命周期

我们给出客户生命周期的概览：在第 5 节接下来的协议会做深度的解析。

1. Put：客户将数据存储于 Filecoin

   客户可以通过向 Filecoin 中的矿工支付令牌来存储他们的数据。第 5.2 节详细介绍了 Put 协议。

   客户通过 Put 协议向存储市场的订单簿提交投标订单。当找到矿工的匹配报价订单的时候，客户会将数据发给矿工，并且双方签署交易订单将其提交到存储市场订单簿。客户可以通过提交的订单来决定数据的物理副本数量。更高的冗余度会有更高的存储故障容忍度。

2. Get：客户从 Filecoin 检索数据。客户可以通过使用 Filecoin 令牌向存储矿工付费来检索任何数据。Get 协议在第 5.3 节有详细描述。客户端通过执行 Get 协议向检索市场订单簿提交投标订单。当找到匹配的矿工报价订单后，客户会收到来自矿工的碎片。当收到的时候，双方对交易订单进行签名提交到区块链来确认交易成功。

4.3.2 挖矿周期（对于存储矿工）

我们给出一个非正式的挖矿周期概述。

1. 抵押：存储矿工向网络抵押存储。

   存储矿工通过在抵押交易中存放抵押品来保证向区块链提供存储。通过 **Manage.PledgeSector** ，抵押品被抵押一段期限是为了提供服务，如果矿工为他们所承诺提交存储的数据生成存储证明，抵押品就回返还给他们。如果存储证明失败了，一定数量的抵押品就会损失。他们设定价格

并向市场订单簿提交报价订单，一旦抵押交易在区块链中出现，矿工就能在存储市场中提供他们的存储。

Manage.PledgeSector • inputs:

– current allocation table allocTable

– pledge request pledge

• outputs: allocTable'

2. 接收订单：存储矿工从存储市场获取存储请求。他们设定价格并通关过 **Put.AddOrders** 向市场订单簿提交报价订单，一旦抵押交易出现在区块链中，矿工就能在存储市场中提供他们的存储。

Put.AddOrders

• inputs: list of orders $O^1..O^n$

• outputs: bit b, equals 1 if successful

通过 **Put.MatchOrders** 来检查是否和客户的报价订单匹配一致。

Put.MatchOrders

• inputs:

– the current Storage Market OrderBook – query order to match O^q

- outputs: matching orders $O^1..O^n$

一定订单匹配，客户会讲他们的数据发给存储矿工。存储矿工接收到数据的时候，运行 **Put.ReceivePiece** 。数据被接收完之后，矿工和客户签收订单并将其提交到区块链。

Put.ReceivePiece

- inputs: – signing key for M_j

– current orderbook OrderBook

– ask order O_{ask}

– bid order O_{bid}

– piece p

- outputs: deal order O_{deal} signed by C_i and M_j

3. 密封：存储矿工为未来的证明准备碎片。

存储矿工的存储切分为扇区，每个扇区包括了分配给矿工的碎片。网络通过分配表来跟踪每个存储矿工的扇区。当存储矿工的扇区填满了，这个扇区就被密封起来。密封是一种缓慢的顺序操作。将扇区中的数据转换成为副本，然后将数据的唯一物理副本与存储矿工的公钥相关联。在“复制证明”期间密封式必须的操作。如下所述在第 3.4 节。

Manage.SealSector • inputs:

– miner public/private key pair M

– sector index j

– allocation table allocTable

• outputs: a proof πSEAL, a root hash rt

4. 证明：存储矿工证明他们正在存储所承诺的碎片（数据）。

当存储矿工分配数据时，必须重复生成复制证明以保证他们正在存储数据（有关更多详细信息，请参看第 3 节）证明发布在区块链中，并由网络来验证。

Manage.ProveSector

• inputs:

– miner public/private key pair M

– sector index j

– challenge c

• outputs: a proof πPOS

4.3.3 挖矿周期（对于检索矿工）

我们给出一个非正式的挖矿周期概述。

1. 收到订单：检索矿工从检索市场得到获取数据的请求。

   检索矿工设置价格并向市场订单簿增加报价订单，并通过向网络发送报价单来提供数据。

   Get.AddOrders

   • inputs: list of orders $O_1..O_n$

   • outputs: none

   然后检索矿工检查是否与客户的报价订单匹配一致。

   Get.MatchOrders

   • inputs:

   – the current Retrieval Market OrderBook

   – query order to match O_q

   • outputs: matching orders $O_1..O_n$

2. 发送：检索矿工向客户发送数据碎片。

   一旦订单匹配，检索矿工就将数据发送给客户（第 5.3 节有详细描述）。当数据被接收完成，矿工和客户就签署交易比 ing 提交到区块链。

Put.SendPieces

- inputs: – an ask order O_{ask}

– a bid order O_{bid}

– a piece p

- outputs: a deal order O_{deal} signed by M_i

4.3.4 网络周期

我们给出一个非正式的网络操作概述。

1.分配：网络将客户的碎片分配给存储矿工的扇区。

客户通过向存储市场提交报价订单来启动 Put 协议。当询价单和报价单匹配的时候，参与的各方共同承诺交易并向市场提交成交的订单。此时，网络将数据分配给矿工，并将其记录到分配表中。

Manage.AssignOrders

- inputs:

– deal orders $O^1deal..O^ndeal$

– allocation table allocTable

- outputs: updated allocation table allocTable'

1. 修复：网络发现故障并试图进行修复

所有的存储分配对于网络中的每个参与者都是公开的。对于每个块，网络会检查每个需要的证明都存在，检查它们是否有效，因此采取行动：

Manage.RepairOrders

- inputs:

– current time t

– current ledger L

– table of storage allocations allocTable

- outputs: orders to repair $O^1_{deal}..O^n_{deal}$, updated allocation table allocTable

  - 如果有任何证明的丢失或无效，网络会通过扣除部分抵押品的方式来惩罚存储矿工。
  - 如果大量证明丢失或无效（由系统参数Δfault 定义），网络会认定存储矿工存在故障，将订单设定为失败，并为同样的数据引入新订单进入市场。
  - 如果所有存储该数据的存储矿工都有故障，则该数据丢失，客户获得退款。

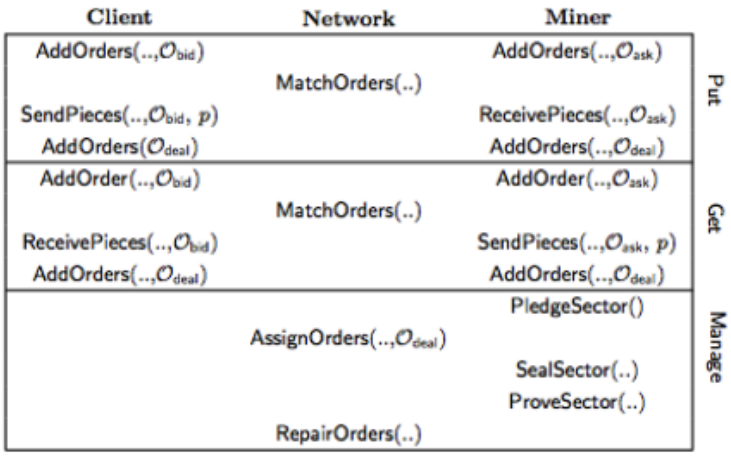


Figure 6: Example execution of the Filecoin DSN, grouped by party and sorted chronologically by row

4.4 担保和要求

以下是 Filecoin DSN 如何实现完整性、可检索性，公开可验证性和激励兼容性。

- 实现完整性 数据碎片以加密哈希命名。一个 Put 请求后，客户只需要存储哈希即可通过 Get 操作来检索数据 ,并可以验证收到的数据的完整性。

- 实现可恢复性 在 Put 请求中，客户指定副本因子和代码期望擦除类型。假设给定的 m 个存储矿工存储数据，可以容忍最多 f 个故障，则该方式是(f, m)-tolerant 存储。通过在不同的存储提供商存储数据，客户端可以增加恢复的机会，以防存储矿工下线或者消失。

- 实现公开可验证和可审核性 存储矿工需要提交其存储（πSEAL，πPOST）的证明到区块链。网络中的任意用户都可以在不访问外包数据的情况下验证这些证明的有效性。另外由于这些证明都是存储在区块链上的，所以操作痕迹可以随时审核。

- 实现激励兼容性 不正式的说，矿工通过提供存储而获得奖励。当矿工承诺存储一些数据的时候，它们需要生成证明。如果矿工忽略了证明就回被惩罚（通过损失部分抵押品），并且不会收到存储的奖励。

- 实现保密性 如果客户希望他们的数据被隐私存储，那客户必须在数据提交到网络之前先进行加密。

Put Protocol

Market

AddOrders

- INPUTS: list of orders $\mathcal{O}^1..\mathcal{O}^n$
- OUTPUTS: bit b, equals 1 if successful

1) Set $\mathsf{tx}_{\mathsf{order}} := (\mathcal{O}^1, .., \mathcal{O}^n)$
2) Submit $\mathsf{tx}_{\mathsf{order}}$ to $\mathcal{L}$
3) Wait for $\mathsf{tx}_{\mathsf{order}}$ to be included in $\mathcal{L}$
4) Output 1 on success, 0 otherwise

MatchOrders

- INPUTS:
  - the current Storage Market OrderBook
  - query order to match $\mathcal{O}^q$
- OUTPUTS: matching orders $\mathcal{O}^1..\mathcal{O}^n$

1) Match each $\mathcal{O}^i$ in OrderBook such that:
   a) If $\mathcal{O}^q$ is an *ask* order:
      i) Check if $\mathcal{O}^i$ is *bid* order
      ii) Check $\mathcal{O}^i$.price $\geq \mathcal{O}^q$.price
      iii) Check $\mathcal{O}^i$.size $\leq \mathcal{O}^q$.space
   b) If $\mathcal{O}^q$ is a *bid* order:
      i) Check if $\mathcal{O}^i$ is *ask* order
      ii) Check $\mathcal{O}^i$.price $\leq \mathcal{O}^q$.price
      iii) Check $\mathcal{O}^i$.space $\geq \mathcal{O}^q$.size
2) Output matched orders $\mathcal{O}^1...\mathcal{O}^n$

Exchange

SendPieces

- INPUTS:
  - an *ask* order $\mathcal{O}_{\mathsf{ask}}$
  - a *bid* order $\mathcal{O}_{\mathsf{bid}}$
  - a piece p
- OUTPUTS: a *deal* order $\mathcal{O}_{\mathsf{deal}}$ signed by $\mathcal{M}_i$

1) Get identity of $\mathcal{M}_i$ from $\mathcal{O}_{\mathsf{ask}}$ signature
2) Send $(\mathcal{O}_{\mathsf{ask}},\mathcal{O}_{\mathsf{bid}},p)$ to $\mathcal{M}_i$
3) Receive $\mathcal{O}_{\mathsf{deal}}$ signed by $\mathcal{M}_i$
4) Check if $\mathcal{O}_{\mathsf{deal}}$ is valid according to Definition 5.2
5) Output $\mathcal{O}_{\mathsf{deal}}$

ReceivePiece

- INPUTS:
  - signing key for $\mathcal{M}_j$.
  - current orderbook OrderBook
  - *ask* order $\mathcal{O}_{\mathsf{ask}}$
  - *bid* order $\mathcal{O}_{\mathsf{bid}}$
  - piece p
- OUTPUTS: *deal* order $\mathcal{O}_{\mathsf{deal}}$ signed by $\mathcal{C}_i$ and $\mathcal{M}_j$

1) Check if $\mathcal{O}_{\mathsf{bid}}$ is valid:
   a) Check if $\mathcal{O}_{\mathsf{bid}}$ is in OrderBook
   b) Check if $\mathcal{O}_{\mathsf{bid}}$ is not referenced by other active $\mathcal{O}_{\mathsf{deal}}$
   c) Check if $\mathcal{O}_{\mathsf{bid}}$.size is equal to $|p|$
   d) Check if $\mathcal{O}$ is signed by $\mathcal{M}_i$
2) Store p locally
3) Set $\mathcal{O}_{\mathsf{deal}} := \langle\, \mathcal{O}_{\mathsf{ask}}, \mathcal{O}_{\mathsf{deal}}, \mathcal{H}(p) \,\rangle_{\mathcal{M}_i}$
4) Get identity of $\mathcal{C}_j$ from $\mathcal{O}_{\mathsf{bid}}$
5) Send $\mathcal{O}_{\mathsf{deal}}$ to $\mathcal{C}_j$
6) Output $\mathcal{O}_{\mathsf{deal}}$

Get Protocol

Market

AddOrders

- INPUTS: list of orders $\mathcal{O}^1..\mathcal{O}^n$
- OUTPUTS: none

1) Gossip $\mathcal{O}^1..\mathcal{O}^n$ to the network

MatchOrders

- INPUTS:
  - the current Retrieval Market OrderBook
  - query order to match $\mathcal{O}^q$
- OUTPUTS: matching orders $\mathcal{O}^1..\mathcal{O}^n$

1) Match each $\mathcal{O}^i$ in OrderBook such that:
   a) Check $\mathcal{O}^i$.piece is equal to $\mathcal{O}^q$.piece
   b) If $\mathcal{O}^q$ is an *ask* order:
      i) Check if $\mathcal{O}^i$ is *bid* order
      ii) Check $\mathcal{O}^i$.price $\geq \mathcal{O}^q$.price
   c) If $\mathcal{O}^q$ is a *bid* order:
      i) Check if $\mathcal{O}^i$ is *ask* order
      ii) Check $\mathcal{O}^i$.price $\leq \mathcal{O}^q$.price
2) Output matched orders $\mathcal{O}^1...\mathcal{O}^n$

Exchange

SendPieces

- INPUTS:
  - an *ask* order $\mathcal{O}_{\mathsf{ask}}$
  - a *bid* order $\mathcal{O}_{\mathsf{bid}}$
  - a piece p
- OUTPUTS: a *deal* order $\mathcal{O}_{\mathsf{deal}}$ signed by $\mathcal{C}_i$

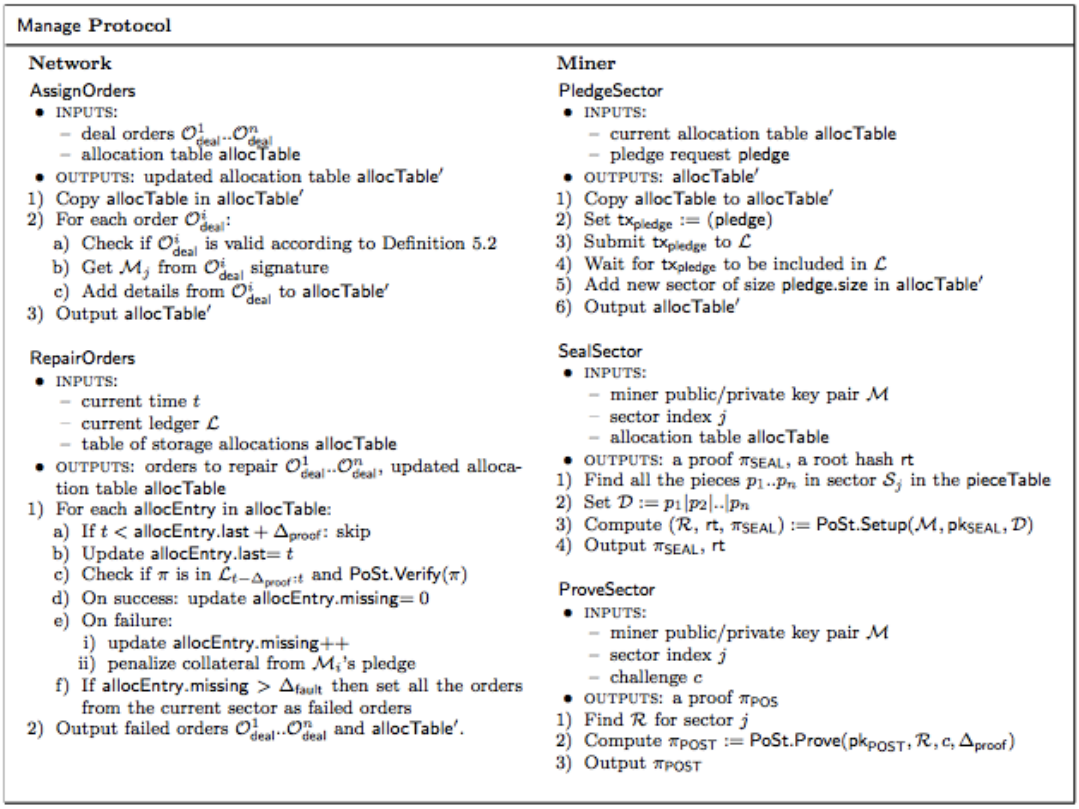
1) Create $\mathcal{O}_{\mathsf{deal}}$:
   a) Set $\mathcal{O}_{\mathsf{deal}}$.ask $:= \mathcal{O}_{\mathsf{ask}}$
   b) Set $\mathcal{O}_{\mathsf{deal}}$.bid $:= \mathcal{O}_{\mathsf{deal}}$
2) Get identity of $\mathcal{C}_i$ from $\mathcal{O}_{\mathsf{bid}}$ signature
3) Setup a micropayment channel with $\mathcal{C}_i$
4) For each block of data p_j of p:
   a) Set π_j to be a merkle path from $\mathcal{H}(p)$ to p_j
   b) Send $(\mathcal{O}_{\mathsf{deal}},p_j,\pi_j)$ to $\mathcal{C}_i$
   c) Receive $\langle\, \mathcal{O}_{\mathsf{deal}}, \mathrm{j} \,\rangle_{\mathcal{C}_i}$
5) Output $\mathcal{O}_{\mathsf{deal}}$

ReceivePieces

- INPUTS:
  - a client's key $\mathcal{C}_j$
  - an *ask* order $\mathcal{O}_{\mathsf{ask}}$
  - a *bid* order $\mathcal{O}_{\mathsf{bid}}$
  - merkle tree hash of p in the orders h_p
- OUTPUTS: a piece p

1) Create $\mathcal{O}_{\mathsf{deal}}$:
   a) Set $\mathcal{O}_{\mathsf{deal}}$.ask $:= \mathcal{O}_{\mathsf{ask}}$
   b) Set $\mathcal{O}_{\mathsf{deal}}$.bid $:= \mathcal{O}_{\mathsf{bid}}$
2) Get identity of $\mathcal{M}_i$ from $\mathcal{O}_{\mathsf{ask}}$ signature
3) Set up a micropayment channel with $\mathcal{M}_i$ (or re-using an existing one)
4) When receiving $(\mathcal{O}_{\mathsf{deal}}, p_j, \pi_j)$ from $\mathcal{M}_i$:
   a) Check if $\mathcal{O}_{\mathsf{deal}}$ is valid and matches $\mathcal{O}_{\mathsf{ask}}$ and $\mathcal{O}_{\mathsf{bid}}$
   b) Check if π_j is a valid merkle-path with root hash h_p
   c) Send $\langle\, \mathcal{O}_{\mathsf{deal}}, j \,\rangle_{\mathcal{C}_i}$
5) Output p

Figure 7: Description of the Put and Get Protocols in the Filecoin DSN



Manage Protocol

Network

AssignOrders
- INPUTS:
  - deal orders $\mathcal{O}^1_{\text{deal}}..\mathcal{O}^n_{\text{deal}}$
  - allocation table allocTable
- OUTPUTS: updated allocation table allocTable′

1) Copy allocTable in allocTable′
2) For each order $\mathcal{O}^i_{\text{deal}}$:
   a) Check if $\mathcal{O}^i_{\text{deal}}$ is valid according to Definition 5.2
   b) Get $\mathcal{M}_j$ from $\mathcal{O}^i_{\text{deal}}$ signature
   c) Add details from $\mathcal{O}^i_{\text{deal}}$ to allocTable′
3) Output allocTable′

RepairOrders
- INPUTS:
  - current time t
  - current ledger $\mathcal{L}$
  - table of storage allocations allocTable
- OUTPUTS: orders to repair $\mathcal{O}^1_{\text{deal}}..\mathcal{O}^n_{\text{deal}}$, updated allocation table allocTable

1) For each allocEntry in allocTable:
   a) If $t <$ allocEntry.last $+ \Delta_{\text{proof}}$: skip
   b) Update allocEntry.last$= t$
   c) Check if π is in $\mathcal{L}_{t-\Delta_{\text{proof}}:t}$ and PoSt.Verify(π)
   d) On success: update allocEntry.missing$= 0$
   e) On failure:
      i) update allocEntry.missing++
      ii) penalize collateral from $\mathcal{M}_i$'s pledge
   f) If allocEntry.missing $> \Delta_{\text{fault}}$ then set all the orders from the current sector as failed orders
2) Output failed orders $\mathcal{O}^1_{\text{deal}}..\mathcal{O}^n_{\text{deal}}$ and allocTable′.

Miner

PledgeSector
- INPUTS:
  - current allocation table allocTable
  - pledge request pledge
- OUTPUTS: allocTable′

1) Copy allocTable to allocTable′
2) Set $\text{tx}_{\text{pledge}} :=$ (pledge)
3) Submit $\text{tx}_{\text{pledge}}$ to $\mathcal{L}$
4) Wait for $\text{tx}_{\text{pledge}}$ to be included in $\mathcal{L}$
5) Add new sector of size pledge.size in allocTable′
6) Output allocTable′

SealSector
- INPUTS:
  - miner public/private key pair $\mathcal{M}$
  - sector index j
  - allocation table allocTable
- OUTPUTS: a proof π_{SEAL}, a root hash rt

1) Find all the pieces $p_1..p_n$ in sector $\mathcal{S}_j$ in the pieceTable
2) Set $\mathcal{D} := p_1|p_2|..|p_n$
3) Compute $(\mathcal{R}, \text{rt}, \pi_{\text{SEAL}}) :=$ PoSt.Setup($\mathcal{M}, \text{pk}_{\text{SEAL}}, \mathcal{D}$)
4) Output π_{SEAL}, rt

ProveSector
- INPUTS:
  - miner public/private key pair $\mathcal{M}$
  - sector index j
  - challenge c
- OUTPUTS: a proof π_{POS}

1) Find $\mathcal{R}$ for sector j
2) Compute $\pi_{\text{POST}} :=$ PoSt.Prove($\text{pk}_{\text{POST}}, \mathcal{R}, c, \Delta_{\text{proof}}$)
3) Output π_{POST}

Figure 8: Description of the Manage Protocol in the Filecoin DSN

5 Filecoin 的存储和检索市场

Filecoin 有两个市场：存储市场和检索市场。这两个市场有同样的结构但不同的设计。存储市场允许客户为矿工存储数据而付费。检索数据允许客户为矿工提供检索数据传递而付费。在这两种情况下，客户和矿工可以设置报价和需求价格或者接受当前报价。这个交易是由网络来运行的-Filecoin 中全节点是拟人化的。网络保证矿工在提供服务时可以得到客户的奖励。

5.1 验证市场

交易市场是促进特定商品和服务交换的协议。它们使得买家和买家促成交易。对于我们而言，我们要求交易是可验证的：去中心化网络的参与者必须能够在买家和卖家间验证交易。我们提出验证市场的概念。它没有单一的实体来管理交易，

交易是透明的，任何人都可以匿名参与。可验证市场协议使得服务的交易去中心化：订单簿的一致性，订单结算和服务的正确执行是可以由参与者独立验证的-在 Filecoin 里面的矿工和全节点。我们简化可验证市场来进行以下构建：

定义 5.1

可验证市场是一个有两个阶段的协议：订单匹配和结算。订单是购买意图或者出售商品或服务安全性的表述，订单簿就是所有可用订单的列表。

5.2 存储市场

存储市场是可验证的市场，它允许客户（即买家）请求他们的存储数据和存储矿工（即卖家）提供他们的存储空间。

5.2.1 需求

我们根据以下需求来设计存储市场协议：

- 链式订单簿 重要的是（1）存储空格的订单式公开的，所以最低价格的订单总是网络知名的，客户可以对订单做出明智的决定（2）客户订单必须始终提交给订单，即使他们接受接受最低的价格，这样市场就可以对新的报价做出反应。因此我们要求订单添加到 Filecoin 区块链，为的时能被加入订单簿。
- 参与者投入资源 :我们要求参与双方承诺他们的资源作为避免损害的一种方式。为了避免存储矿工不提供服务和避免客户没有可用的资金。为了参

与存储市场，存储矿工必须保证在 DSN 中存入与其存储量成比例的抵押品（更多详细信息请参看第 4.3.3 节）。通过这种方式，网络可以惩罚那些承诺存储数据但又不提供存储证明的存储矿工。同样的，客户必须向订单充入特定数量的资金，以这种方式保证在结算期间的资金可用性。

- 故障自处理 只有在存储矿工反复证明他们已经在约定的时间内存储了数据的情况下，订单才会结算给矿工。网络必须能够验证这些证明的存在性和正确性并且它们是按照规则来处理的。在 4.3.4 节有修复部分的概述。

5.2.2 数据结构

Put 订单 有三种类型的订单：出价订单，询价订单和交易订单。存储矿工创建询价订单添加存储，客户创建出价订单请求存储，当双方对价格达成一致时，他们共同创建处理订单。订单的数据结构和订单参数的明确定义如图 10 所示。

Put 订单簿 存储市场的订单簿是目前有效和开放的询价，出价和 交易订单的集合。用户可以通过 Put 协议中定义的方法与订单簿进行交互：AddOrders,MatchOrders 如图 7 所示。

订单簿是公开的，并且每个诚实的用户都有同样的订单簿试图。在每个周期，如果新的订单交易出现在新的区块中那它将被添加到订单簿中。如果订单被取消，取消或者结算，则会被删除。订单将被添加到区块链中，因此在订单簿中如果是有效的：

定义 5.2 我们定义出价，询价，交易订单的有效性：

*（有效出价单）*从客户端发出的投标单 C_i,O_{bid}:= (hsize, funds[, price,time, coll, coding])>C_i,如果满足下面的条件就是有效的：

- C_i 在他们的账户里面至少有可用的资金
- 时间没有超时
- 订单必须保证最少的存储周期（这是个系统参数）

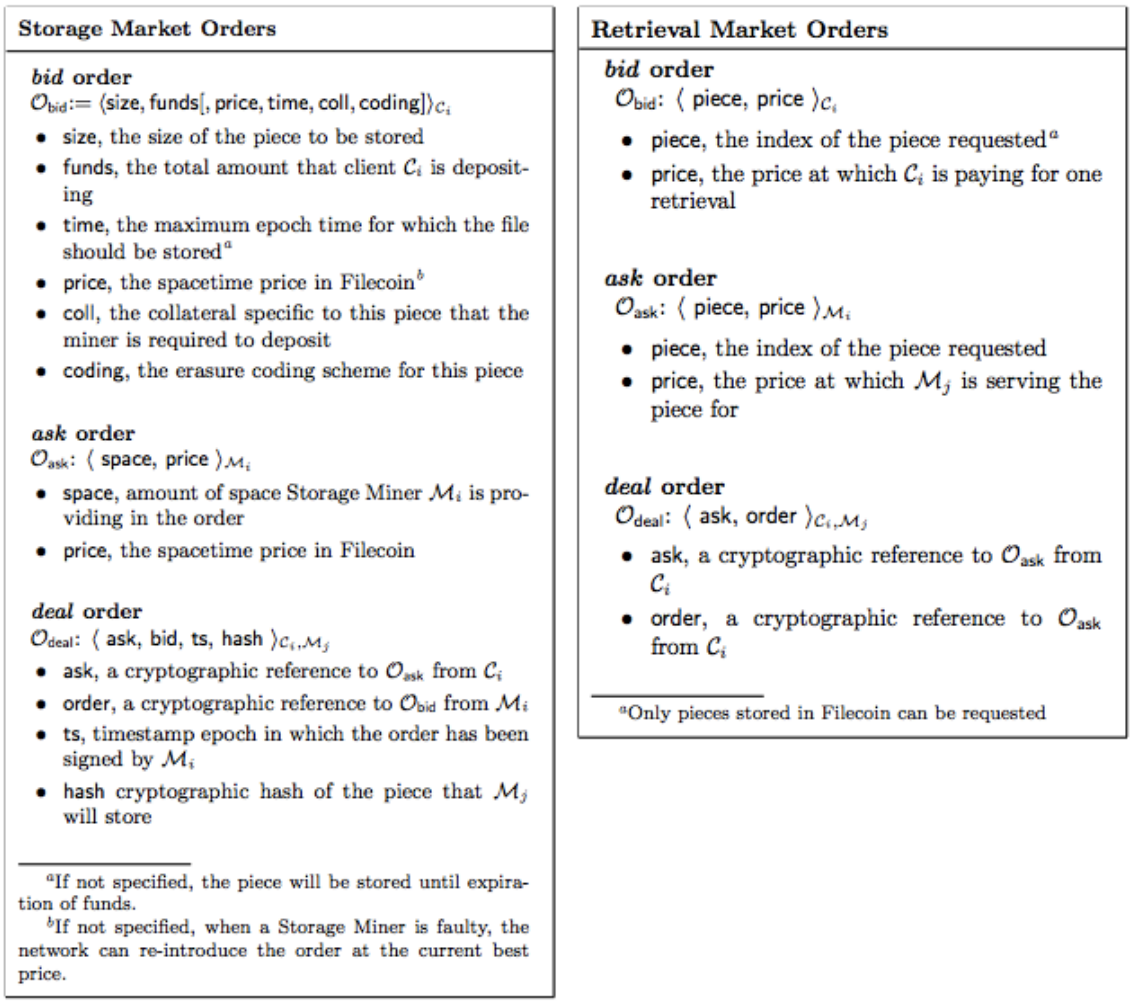
*（有效询价单）*从存储矿工发出的询价单 M_i ,O_{ask}:= (hspace, pricei)M_i，如果满足下面的条件就是有效的：

- M_i 承诺为矿工，并且质押期不会在订单周期之前到期
- 空间必须小于 M_i 的可用存储。M_i 在订单中减去承诺的存储（在询价订单和交易订单中）

*（有效交易订单）*交易订单 O_{deal}:= (hask, bid,ts)C_i,M_j，如果满足下面的条件就是有效的：

- 询问参考订单 O_{ask}，使得：它由 C_i 签署，且在存储市场的订单簿中没有其他订单涉及它。
- 出价订单参考订单 O_{bid}，使得：它由 M_j 签署，且在存储市场的订单簿中没有其他订单涉及它。
- ts 不能设置为将来时间或者太早的时间

如果作恶客户端从存储矿工出收到了签名的交易，但从来没有将其添加到订单簿，那么存储矿工就无法重新使用订单中提交的存储。这个字段 ts 就可以防止这种攻击，因为，在超过 ts 之后，订单变得无效，将无法在订单簿中提交。



Storage Market Orders

***bid* order**

$\mathcal{O}_{\text{bid}} := \langle \text{size}, \text{funds}[, \text{price}, \text{time}, \text{coll}, \text{coding}] \rangle_{\mathcal{C}_i}$

- size, the size of the piece to be stored
- funds, the total amount that client $\mathcal{C}_i$ is depositing
- time, the maximum epoch time for which the file should be stored[a]
- price, the spacetime price in Filecoin[b]
- coll, the collateral specific to this piece that the miner is required to deposit
- coding, the erasure coding scheme for this piece

***ask* order**

$\mathcal{O}_{\text{ask}}$: $\langle$ space, price $\rangle_{\mathcal{M}_i}$

- space, amount of space Storage Miner $\mathcal{M}_i$ is providing in the order
- price, the spacetime price in Filecoin

***deal* order**

$\mathcal{O}_{\text{deal}}$: $\langle$ ask, bid, ts, hash $\rangle_{\mathcal{C}_i,\mathcal{M}_j}$

- ask, a cryptographic reference to $\mathcal{O}_{\text{ask}}$ from $\mathcal{C}_i$
- order, a cryptographic reference to $\mathcal{O}_{\text{bid}}$ from $\mathcal{M}_i$
- ts, timestamp epoch in which the order has been signed by $\mathcal{M}_i$
- hash cryptographic hash of the piece that $\mathcal{M}_j$ will store

[a]If not specified, the piece will be stored until expiration of funds.

[b]If not specified, when a Storage Miner is faulty, the network can re-introduce the order at the current best price.

Retrieval Market Orders

***bid* order**

$\mathcal{O}_{\text{bid}}$: $\langle$ piece, price $\rangle_{\mathcal{C}_i}$

- piece, the index of the piece requested[a]
- price, the price at which $\mathcal{C}_i$ is paying for one retrieval

***ask* order**

$\mathcal{O}_{\text{ask}}$: $\langle$ piece, price $\rangle_{\mathcal{M}_i}$

- piece, the index of the piece requested
- price, the price at which $\mathcal{M}_j$ is serving the piece for

***deal* order**

$\mathcal{O}_{\text{deal}}$: $\langle$ ask, order $\rangle_{\mathcal{C}_i,\mathcal{M}_j}$

- ask, a cryptographic reference to $\mathcal{O}_{\text{ask}}$ from $\mathcal{C}_i$
- order, a cryptographic reference to $\mathcal{O}_{\text{ask}}$ from $\mathcal{C}_i$

[a]Only pieces stored in Filecoin can be requested

Figure 10: Orders data structures for the Retrieval and Storage Markets

5.2.3 存储市场协议

简而言之，存储市场协议分为两个阶段：订单匹配和结算：

- 订单匹配 :客户端和存储矿工通过提交交易到区块链来将订单提交到订单簿（步骤 1）。当订单匹配时，客户端发送数据碎片给存储矿工，双方签署交易并提交到订单簿（步骤 2）。
- 结算： 存储矿工密封扇区（步骤 3a），生成扇区所包含的碎片的存储证明，并将其定期提交到区块链（步骤 3b)；同时，其余的网络必须验证矿工生成的证明并修复可能的故障（步骤 3c）。

存储市场协议在图 11 中详细描述。

5.3 检索市场

检索市场允许客户端请求检索特定的数据，由检索矿工提供这个服务。与存储矿工不同，检索矿工不要求在特定时间周期内存储数据或者生成存储证明。在网络中的任何用户都可以成为检索矿工，通过提供提供检索服务来赚取 Filecoin 令牌。检索矿工可以直接从客户端或者检索接收数据碎片，也可以存储它们成为存储矿工。

5.3.1 需求

我们根据以下的需求来设计检索市场协议：

- **链下订单簿** 客户端必须能够找到提供所需要数据碎片的检索矿工，并且在定价之后直接交换。这意味着订单簿不能通过区块链来运行-因为这将成为快速检索请求的瓶颈。相反的，参与者只能看到订单簿的部分视图。我们要求双方传播自己的订单。

- **无信任方检索** 公平交换的不可能性[10]提醒我们双方不可能没有信任方的进行交流。在存储市场中，区块链网络作为去中心化信任方来验证存储矿工提供的存储。在检索市场，检索矿工和客户端在没有网络见证所交换文件的情况下来交换数据。我们通过要求检查矿工将数据分割成多个部分并将每个部分发送给客户端来达到这个目的，矿工们将收到付款。在这种方式中，如果客户端停止付款，或者矿工停止发送数据，任何一方都可以终止这个交易。注意的是，我们必须总是假设总是有一个诚实的检索矿工。
- **支付通道** 客户端当提交付款的时候可以立即进行检索感兴趣的碎片。检索矿工只有在确认收到付款的时候才会提供数据碎片。通过公共账本来确认交易可能会成为检索请求的瓶颈，所以，我们必须依靠有效的链下支付。Filecoin 区块链必须支持快速的支付通道，只有乐观交易和仅在出现纠纷的情况下才使用区块链。通过这种方式，检索矿工和客户端可以快速发送 Filecoin 协议所要求的小额支付。未来的工作里包含了创建一个如[11,12]所述的支付通道网络。

5.3.2 数据结构

获取订单 检索市场中包含有三种类型的订单：客户端创建的出价单 O_{bid}，检索矿工创建的询价单 O_{ask}，和存储矿工和客户端达成的交易订单 O_{deal}。订单的数据结构如图 10 所示。

获取订单簿 检索市场的订单簿是有效的和公开出价订单，询价订单和交易订单的集合。与存储市场不同，每个用户有不同的订单簿试图，因为订单式在网络中传播的，每个矿工和客户端只会跟踪他们所感兴趣的订单。

Storage Market Protocol

Order Matching

1. Storage Miner $\mathcal{M}_i$ and Client $\mathcal{C}_i$ add orders to the OrderBook:
   (a) $\mathcal{M}_i$ creates $\mathcal{O}_{\text{ask}}{}^1, \mathcal{O}_{\text{ask}}{}^2, ..$ and $\mathcal{C}_j$ creates $\mathcal{O}_{\text{bid}}{}^1, \mathcal{O}_{\text{bid}}{}^2, ...$
   (b) Orders are submitted to the blockchain via Put.addOrders($\mathcal{O}^1, \mathcal{O}^2, ..$)
   (c) On success, the orders are added to the OrderBook, the funds from $\mathcal{C}_j$ are deposited and the space from $\mathcal{M}_i$ is reserved.
2. When orders match, involved parties jointly create $\mathcal{O}_{\text{deal}}$ and add it to the OrderBook:
   (a) $\mathcal{M}_i$ and $\mathcal{C}_j$ independently query the OrderBook via Put.matchOrders($\mathcal{O}$).
   (b) If $\mathcal{M}_i$ and $\mathcal{C}_j$ have matching orders :
   - $\mathcal{C}_j$ sends the piece p to $\mathcal{M}_i$ via Put.SendPieces($\mathcal{O}_{\text{bid}}$, $\mathcal{O}_{\text{ask}}$, p)
   - $\mathcal{M}_i$ receives the piece p from $\mathcal{C}_j$ via Put.ReceivePieces($\mathcal{O}_{\text{bid}}$, $\mathcal{O}_{\text{ask}}$, p).
   - $\mathcal{M}_i$ signs $\mathcal{O}_{\text{deal}}$ and sends it to $\mathcal{C}_j$

   (c) $\mathcal{C}_j$ signs $\mathcal{O}_{\text{deal}}$ and adds it to the OrderBook via Put.addOrders($\mathcal{O}_{\text{deal}}$)

Settlement

3. The Network checks if the Storage Miners are correctly storing the pieces:
   (a) When a Storage Miner fills a sector, they *seal* it (they create a unique replica) via Manage.SealSector and submit the proof π_{SEAL} and rt to the blockchain.
   (b) Storage Miners generate new proofs at every epoch and add them to the Filecoin blockchain every Δ_{proof} epochs via Manage.ProveSectors.
   (c) The Network runs Manage.RepairOrders at every epoch. If proofs are missing or invalid, the network tries to repair in the following ways:
   - if any proofs are missing or invalid, it penalizes the Storage Miners by taking part of their collateral,
   - if a large amount of proofs are missing or invalid for more than Δ_{fault} epochs, it considers the Storage Miner *faulty*, settles the order as failed and reintroduces a new order for the same piece into the the market,
   - if every Storage Miner storing this piece is faulty, then the piece is lost and the client gets refunded.
4. When the time of the order is expired or funds run out, if the service was correctly provided, the Network processes the payments, and removes the orders.

Figure 11: Detailed Storage Market protocol

5.3.3 检索市场协议

简而言之，检索市场协议分为两个阶段：订单匹配和结算：

订单匹配 客户端和检索矿工通过广播将订单提交给订单簿（步骤 1）。当订单匹配的时候，客户端和检索矿工简历小额支付通道（步骤 2）。

结算 检索矿工发送小部分的碎片给到客户端，然后对每个碎片客户端会向矿工发送收妥的收据（步骤 3）。检索矿工向区块链出示收据从而获得奖励（步骤 4）。

该协议在图 12 中详细解释。

Retrieval Market Protocol

Order Matching:

1. Retrieval Miners and Clients add orders to the Get.OrderBook:
   (a) Retrieval Miners $\mathcal{M}_i$ creates *ask* orders $(\mathcal{O}_{\text{ask}}{}^1, \mathcal{O}_{\text{ask}}{}^2, ..)$ and Client $\mathcal{C}_j$ creates *bid* orders $(\mathcal{O}_{\text{bid}}{}^1, \mathcal{O}_{\text{bid}}{}^2, ..)$.
   (b) Both $\mathcal{M}_i$ and $\mathcal{C}_j$ gossip their orders in the Filecoin network via Get.addOrders
   (c) Since there is no *commonly shared* orderbook, when users receive orders, they add them to their own orderbook's view. Differently from the Storage Market, these orders are not binding and no resource is committed (e.g. clients don't do any deposit).
2. When orders match, involved parties jointly create $\mathcal{O}_{\text{deal}}$ and add it to the Get.OrderBook:
   (a) Retrieval Miner $\mathcal{M}_i$ and Client $\mathcal{C}_j$ independently run Get.matchOrders that queries their own current Get.OrderBook view.
   (b) Both $\mathcal{M}_i$ and $\mathcal{C}_j$ sign $\mathcal{O}_{\text{deal}}$ and add it to their Get.OrderBook via Get.addOrders (as described before)
   (c) $\mathcal{C}_i$ and $\mathcal{M}_j$ setup a micropayment channel for $\mathcal{O}_{\text{deal}}$

Settlement:

3. Both parties check whether the piece has been delivered:
   (a) $\mathcal{M}_i$ sends the piece p in parts via Get.SendPieces
   (b) $\mathcal{C}_j$ receives the p in parts and for each part, $\mathcal{C}_j$ acknowledges delivery by sending a micropayment via Get.ReceivePiece
4. When the p has been received by $\mathcal{C}_j$, $\mathcal{M}_j$ can present the micropayments to the network and retrieve the payment, both parties remove their orders from the orderbooks.

Figure 12: Detailed Retrieval Market protocol

6 有用工作共识

Filecoin DSN 协议可以在允许验证的任何共识协议之上实现 Filecoin 的证明。在本节中，我们将结算如何基于有用来引导共识协议。Filecoin 矿工生成“时空证明”来参与共识，而不是浪费的 POW。

有用 如果计算的输出对网络来说是有价值的，而不仅仅是为了保证区块链的安全。我们认为矿工在共识协议中所作的工作是有用的。

6.1 动机

确保区块链的安全是至关重要的。POW 的证明方案往往要求不能重复使用的或者需要大量的浪费计算才能找到难题的解决方案。

不可重复利用的工作 大多数无许可型的区块链要求矿工解决硬计算难题，譬如反转哈希函数。通常情况下这些解决方案都是无用的，除了保护网络安全之外，没有其他任何价值。我们可以重新设计让这件事有用吗？

尝试重复使用的工作：已经有几个尝试重复使用挖矿电路进行有用的计算。有些尝试是要求矿工与标准的 POW 同时进行一些特殊计算，其他一些尝试用有用问题替代 POW 的依然难以解决。例如，Primecoin 重新使用矿工的计算能力来找到新的素数，以太坊要求矿工与工作证明一起执行小程序，同时证明某些数据正在归档。虽然这些尝试中的大多数都执行有用的工作，但在这些计算中浪费的工作量仍然很普遍的。

浪费的工作 解决难题在机器成本和能力消耗方面是非常昂贵的，特别是如果这些难题完全依赖计算能力。当挖矿算法不能并发的时候，那解决难题的普通因素就是计算的功率。我们可以减少浪费的工作吗？

试图减少浪费：理想情况下，大部分网络资源应该花费在有用的工作上。一些尝试是要求矿工使用更节能的解决方案。例如，“空间挖矿”（？Spacemint）要求矿工致力于磁盘空间而不是计算；虽然更加节能，但磁盘空间依然“浪费“，

因为它们被随时的数据填满了。其他的尝试是用基于权益证明的传统拜占庭协议来代替难题的解决 ,其中利益相关方在下一个块的投票与其在系统中所占有的货币份额成正比。

我们着手设计一个基于用户数据存储的有用工作的共识协议。

6.2 Filecoin 共识

功率容错 在我们的技术报告[13]中，我们提出了功率容错，这是对在参与者对协议结果的影响方面重新构建拜占庭故障的抽象。每个参与者控制了网络总功率 n 中的一部分功率，其中 f 是故障节点或作恶节点所控制的功率占比。

Filecoin 功率 在 Filecoin 中，在时刻 t，矿工 M_i 的功率 $P^{t}{}_{i}$ 是 M_i 总和的存储任务。M_i 的 $I^{t}i$ 是网络中 M_i 总功率的影响因子。

在 Filecoin 中，功率有以下属性：

- 公开：网络中当前正在使用的存储总量是公开的。通过读取区块链，任何人都可以计算每个矿工的存储任务-因此任何人都可以计算出在任意时间点的每个矿工的功率和总功率。
- 可公开验证的：对于每个存储任务，矿工都需要生成”时空证明“，证明持续提供服务。通过读取区块链，任何人都可以验证矿工的功率声明是否是正确的。
- 变量： 在任意时间点，矿工都可以通过增加新增扇区和扇区补充的抵押来增加新的存储。这样矿工就能变更他们能提供的功率。

6.2.2 功率会计与时空证明

每个Δproof 区块（Δproof 是系统参数），矿工们都必须向网络提交“时空证明”,只有网络中大多数功率认为它们是有效的 ,才会被城管添加到区块链。在每个区块中，每个圈节点会更新分配表（AllocTable），添加新的存储分配、删除过期的和标记缺少证明的记录。可以通过对分配表的记录来对矿工 M_i 的功率进行计算和验证。这些可以通过两种方式来完成：

- 全节点验证：如果节点拥有完整的区块链记录，则可以从创始块开始运行网络协议直到当前区块 ,这个过程中验证每一个分配给 M_i 的“时空证明”。
- 简单存储验证：假设轻客户端可以访问广播最新区块的信任源。请客户端可以从网络中的节点请求（1）M_i 在当前分配表中的记录 （2）该记录被包含在最新区块的状态树中的 Merkle 路径（3）从创世块到当前区块的区块头。这样请客户端就可以将“时空证明”的验证委托给网络。

功率计算的安全性来自于“时空证明”的安全性。在这个设置里面，Post 保证了矿工无法对他们所分配的存储数量说谎。事实上，他们不能声称能够存储超过他们的存储空间的数据，因为这会花费时间来运行 PoSt.Setup，另外 PoSt.Prove 是串行的计算，并不能并行化的快速生成证明。

6.2.3 使用功率达成共识

我们预计通过扩展现在（和未来）的权益证明共识协议来实现 Filecoin 共识的多种策略 ,其中权益被替换为分配的存储。我们预计了权益证明协议的改进，我们提出了一个基于我们前期工作，称为预期共识的构建[14]。我们的策略是在

每一轮选举一个（或多个）矿工，使得赢得选举的概率与每个矿工分配的存储成比例。

预期共识 预期共识的基本直觉是确定性的，不可预测的。并在每个周期内秘密选举一个小的 Leader 集合。预期的期望是每个周期内当选的 Leader 是 1，但一些周期内可能有 0 个或者许多的 Leader。Leader 们通过创建新区块并广播来扩展区块链网络。在每个周期，每个区块链被延伸一个或多个区块。在某个无 Leader 的周期内，控区块被添加到区块链中。虽然链中的区块可以线性排序，其数据结构是有向无环图。EC 是一个概率共识，每个周期都使得比前面的区块更加确定，最终达到了足够的确定性，且出现不同的历史块链的可能性是足够小的。如果大多数的参与者都通过签署区块链来扩展区块链，加大这个区块所属链的权重，那么这个区块就被确认了。

选举矿工 在每个周期，每个矿工检查他们是否被选为 Leader，这类似于完成前面的协议:CoA[15],白皮书[16]，和算法[17]。

译者注：下面的公式表达式请参考英文原版为佳

定义 6.1 如果下面的条件是满足的，则在时刻 t 矿工 M_i 是 Leader：

$$\mathcal{H}\left(\langle t||\text{rand}(t)\rangle_{\mathcal{M}_i}\right)/2^L \leq \frac{p_i^t}{\Sigma_j p_j^t}$$

其中 rand(t)是在时刻 t，可以从区块链中提取出来的公开的随机变量，$P^{t>i}$ 是 M_i 的功率。考虑对于任意的 m，L 是 H(m)的大小，H 是一种安全的加密散列函数，其中（m）$_{Mi}$ 是 M_i 对消息 m 的签名，使得：

$$\langle m \rangle_{\mathcal{M}_i} \coloneqq \Big((m), \mathsf{SIG}_{\mathcal{M}_i}\big(\mathcal{H}(m)\big) \Big)$$

在图 13 中，我们描述了矿工（ProveElect）和网络节点（VerifyElect）之间的协议。这种选举方案提供了三个属性：公平，保密和公开的可验证性。

- 公平 每个参与者每次选举只有一次试验，因为签名是确定性的，而且 t 和 rand(t)是固定的。假设 H 是安全的加密散列函数，则 H($_{Mi}$)/2^{L}必须是从（0，1）均匀选择的实数，因此，可能使得方程等式为 true 必须是 $P^{t}i/\Sigma jp^{t}j$，这等于矿工在在网络中的部分功率。因为这个概率在功率上市线性的，这种可能性在分裂或者汇集功率情况下被保留。注意随机值 rand(t)在时刻 t 之前是未知的。

- 保密 由于有能力的攻击者不拥有 M_i 用来计算签名的秘钥，考虑到数字签名的假设，这个是可以忽略不计的。
- 公开可验证： 当选 Leader i $\in$ L^{t} 可以通过给出 t，rand(t)，H($_{i}$)/2^{L}，来说服一个有效的验证者。鉴于前面的观点，有能力的攻击者在不拥有获胜秘密秘钥的情况下不能生成证明。

EC Election

Storage Miner at epoch t

ProveElect$(r, t, \mathcal{M}_i) \to \{\perp, \pi_i^t\}$

1. Compute $\mathcal{H}(\langle t||r\rangle_i)/2^L \leq \frac{p_i^t}{\Sigma_j p_j^t}$
   - on success, output $\pi_i^t = \langle t, r\rangle_i$
   - otherwise output $\perp$

Network node on receiving a block at epoch t

VerifyElect$(\pi_i^t, t, \mathcal{M}_i) \to \{\perp|\top\}$

1. Check if π_i^t is a valid signature from user $\mathcal{M}_i$ on t and r
2. Check if p_i^t is the power from $\mathcal{M}_i$ at time t
3. Test if $\mathcal{M}_i$ is elected leader $\mathcal{H}(\pi_i^t)/2^L < \frac{p_i^t}{\Sigma_j p_j^t}$
   - on success, output $\top$
   - otherwise output $\perp$

Figure 13: Leader Election in the Expected Consensus protocol

7.1 Filecoin 智能合约

智能合约使得 Filecoin 的用户可以编写有状态的程序，来花费令牌向市场请求存储 J/检索数据和验证存储证明。用户可以通过将交易发送到账本触发合约中的功能函数来与智能合约交互。我们扩展了智能合约系统来支持 Filecoin 的特定操作（如市场操作，证明验证）。

- 文件合约： 我们允许用户对他们提供的存储服务进行条件编程。有几个例子值得一提：（1）承包矿工：客户可以提前指定矿工提供服务而不参与市场 （2）付款策略：客户可以为矿工设计不同的奖励策略，例如合约可以给矿工支付随着时间的推移越来高的费用 ，另一个合约可以由值得信任的 Oracle 的通知来设置存储的价格。（3）票务服务：合约可以允许矿工存放令牌和用于代表用户的存储/检索的支付（4）更复杂的操作：客户可以创建合约来运行数据更新。
- 智能合约：用户可以将程序关联到其他系统（如以太坊[18]）他们的交易上,他们不直接依赖存储的使用。我们预见了以下的应用程序：去中心化命名服务，资产跟踪和预售平台。

7.2 与其他系统的集成

桥是旨在连接不同区块链的工具；现在正在处理中的，我们计划支持跨链交互，以便能将 Filecoin 存储带入其他基于区块链的平台，同时也将其他平台的功能带入 Filecoin。

- Filecoin 进入其他平台 :其他的区块链系统 ,如比特币[19] ,Zcash [20]，特别是 Ethereum [18]和 Tezos，允许开发人员写智能合约；然而，这些平台只提供很少的存储能力和非常高的成本。我们计划提供桥将存储和检索支持带入这些平台。我们注意到，IPFS 已经被作为几个智能合约（和协议令牌）引用和分发内容的一种方式来使用。增加到 Filecoin 的支持将允许这些系统以交换 Filecoin 令牌的方式来保证 IPFS 存储内容。
- 其他平台进入 Filecoin :我们计划提供 Filecoin 连接其他区块链服务的桥。例如，与 Zcash 的集成将支持发送隐私数据的存储请求。

8 未来的工作

这项工作为 Filecoin 网络的建设提供了一个清晰和凝聚的道路;但是，我们也认为这项工作将成为今后研究去中心化存储系统的起点。在这个我们识别和填充三类未来 工作。这包括已经完成只是等待描述和发布的工作，提出改进当前协议的开放式问题，和协议的形式化。

8.1 正在进行的工作

以下主题代表正在进行的工作。

- •每个块中的 Filecoin 状态树的规范。
- Filecoin 及其组件的详细绩效估计和基准。
- 完全可实现的 Filecoin 协议规范。
- 赞助检索票务模型，其中通过分配每个可持票花费的令牌，任何客户端 C1 可以赞助另一个客户端 C2 的下载。

- 分层共识协议，其中 Filecoin 子网可以在临时或永久分区进行分区并继续处理事务。
- 使用 SNARK / STARK 增量区块链快照。
- FileCoin-Ethereum 合约接口和协议。
- 使用编织（Braid？）进行区块链归档和区块链间冲压。
- 只有在区块链解决冲突的时候才发布"时空证明”。
- 正式证明实现了 Filecoin DSN 和新型存储证明。

8.2 开放式问题

作为一个整体，有一些公开的问题，其答案有可能可以大大改善网络。尽管事实上，在正式启动之前并不是必须必须解决的问题。

- 一个更好的原始的"复制证明“密封功能，理想情况下是 O（n）解码（不是 O（nm））），可公开验证，无需 SNARK / STARK。
- “复制证明”功能的一个更好的原语，可以公开验证和透明没有 SNARK / STARK。
- 一个透明，可公开验证的可检索证明或其他存储证明。
- 在检索市场中进行检索的新策略（例如，基于概率支付，零知识条件支付）。
- “预期共识”更好的秘密 Leader 选举，在每个周期，只有一位当选 Leader。
- 更好的可信赖的 SNARK 设置方案，允许增加扩展公共参数（可以运行 MPC 序列的方案，其中每个附加的 MPC 严格降低故障概率，并且每个 MPC 的输出可用于系统）。

8.3 证明和正式的验证

由于证明和正式验证的明确价值 ,我们计划证明 Filecoin 网络的许多属性，并在未来几个月和几年内开发正式验证的协议规范。几个证明正在进行中还有些正在思考中。但注意，要证明 Filecoin 的许多属性（如伸缩，离线）将是艰难的，长期的工作。

- 预期共识和变体的正确性证明。
- 功率故障容错正确性的证明，异步 1/2 不可能导致分叉。
- 在通用组合框架中制定 Filecoin DSN，描述 Get，Put 和 Manage 作为理想的功能，并证明我们的实现。
- 自动自愈保证的正式模型和证明。
- 正式验证协议描述（例如 TLA +或 Verdi）。
- 正式验证实现（例如 Verdi）。
- Filecoin 激励的游戏理论分析。

致谢

这项工作是 Protocol Labs 团队中多个人的累积努力 ,如果没有实验室的合作者和顾问的帮助、评论和审查这是不可能完成的。 Juan Benet 在 2014 年写了原始的 Filecoin 白皮书 ,为这项工作奠定了基础。他和尼古拉·格雷科（Nicola Greco）开发了新的协议，并与提供了有用的贡献，评论，审查意见的团队其他人合作编写了这份白皮书。特别是大卫“大卫”Dalrymple 提出了订单范例和其他想法，Matt Zumwalt 改进了在这篇论文中的结构，伊万·米亚佐诺（Evan

Miyazono）创建了插图，并完成了这篇论文，在设计协议时，Jeromy Johnson 提出了深刻的见解，Steven Allen 提供了深刻的问题和清晰的说明。我们也感谢所有的合作者和顾问进行有用的对话;尤其是 Andrew Miller 和 Eli Ben-Sasson。

以前版本：QmVcyYg2qLBS2fNhdeaNN1HvdEpLwpitesbsQwneYXwrKV

译者：郭世清（toxotguo@gmail.com)

以太坊打赏地址：0xc65085cE0e9890383b4cbD4028d1C14d6ce56F9c

参考文献

[1] Juan Benet. IPFS - Content Addressed, Versioned, P2P File System. 2014.

[2] Giuseppe Ateniese, Randal Burns, Reza Curtmola, Joseph Herring, Lea Kissner, Zachary Peterson, and Dawn Song. Provable data possession at untrusted stores. In Proceedings of the 14th ACM conference on Computer and communications security, pages 598–609. Acm, 2007.

[3] Ari Juels and Burton S Kaliski Jr. Pors: Proofs of retrievability for large files. In Proceedings of the 14th ACM conference on Computer and communications security, pages 584–597. Acm, 2007.

[4] Hovav Shacham and Brent Waters. Compact proofs of retrievability. In International Conference on the Theory and Application of Cryptology and Information Security, pages 90–107. Springer, 2008.

[5] Protocol Labs. Technical Report: Proof-of-Replication. 2017.

[6] Rosario Gennaro, Craig Gentry, Bryan Parno, and Mariana Raykova. Quadratic span programs and succinct nizks without pcps. In Annual International Conference on the Theory and Applications of Cryptographic Techniques, pages 626–645. Springer, 2013.

[7] Nir Bitansky, Alessandro Chiesa, and Yuval Ishai. Succinct non-interactive arguments via linear interactive proofs. Springer, 2013.

[8] Eli Ben-Sasson, Alessandro Chiesa, Daniel Genkin, Eran Tromer, and Madars Virza. Snarks for c: Verifying program executions succinctly and in zero knowledge. In Advances in Cryptology–CRYPTO 2013, pages 90–108. Springer, 2013.

[9] Eli Ben-Sasson, Iddo Bentov, Alessandro Chiesa, Ariel Gabizon, Daniel Genkin, Matan Hamilis, Evgenya Pergament, Michael Riabzev, Mark Silberstein, Eran Tromer, et al. Computational integrity with a public random string from quasi-linear pcps. In Annual International Conference on the Theory and Applications of Cryptographic Techniques, pages 551–579. Springer, 2017.

[10] Henning Pagnia and Felix C G¨artner. On the impossibility of fair exchange without a trusted third party. Technical report, Technical Report TUD-BS-1999-02, Darmstadt University of Technology, Department of Computer Science, Darmstadt, Germany, 1999.

[11] Joseph Poon and Thaddeus Dryja. The bitcoin lightning network: Scalable off-chain instant payments. 2015.

[12] Andrew Miller, Iddo Bentov, Ranjit Kumaresan, and Patrick McCorry. Sprites: Payment channels that go faster than lightning. arXiv preprint arXiv:1702.05812, 2017.

[13] Protocol Labs. Technical Report: Power Fault Tolerance. 2017.

[14] Protocol Labs. Technical Report: Expected Consensus. 2017.

[15] Iddo Bentov, Charles Lee, Alex Mizrahi, and Meni Rosenfeld. Proof of activity: Extending bitcoin' s proof of work via proof of stake [extended abstract] y. ACM SIGMETRICS Performance Evaluation Review, 42(3):34–37, 2014.

[16] Iddo Bentov, Rafael Pass, and Elaine Shi. Snow white: Provably secure proofs of stake. 2016.

[17] Silvio Micali. Algorand: The efficient and democratic ledger. arXiv preprint arXiv:1607.01341, 2016.

[18] Vitalik Buterin. Ethereum , April 2014. URL https://ethereum.org/.

[19] Satoshi Nakamoto. Bitcoin: A peer-to-peer electronic cash system, 2008.

[20] Eli Ben Sasson, Alessandro Chiesa, Christina Garman, Matthew Green, Ian Miers, Eran Tromer, and Madars Virza. Zerocash: Decentralized anonymous payments from bitcoin. In Security and Privacy (SP), 2014 IEEE Symposium on, pages 459–474. IEEE, 2014.