



UNIVERSITÀ DEGLI STUDI ROMA TRE

Facoltà di Ingegneria  
Corso di Laurea Magistrale in Ingegneria Informatica

Tesi di Laurea Magistrale

**Progettazione di una blockchain scalabile  
senza impatto su decentralizzazione e  
sicurezza**

**Relatore**

Prof. Maurizio Pizzonia

**Laureando**

Gianmaria Del Monte  
499829

**Correlatore**

Diego Pennino

.  
.

Anno Accademico 2019/2020

*qui la dedica*

# Elenco delle cose da fare

■ fare figura locking script P2PKH . . . . .	9
■ fare figura mht potato . . . . .	19
■ Inserire citazione: <a href="https://www.buybitcoinworldwide.com/mining/pools/">https://www.buybitcoinworldwide.com/mining/pools/</a>	21
■ citazioni a pbft e altri... . . . . .	22
■ inserire citazioni proof of stake . . . . .	22
■ inserire immagine come <a href="https://miro.medium.com/max/1400/1*qKFBhPqJQpDBGGdiP39U3">https://miro.medium.com/max/1400/1*qKFBhPqJQpDBGGdiP39U3</a> in cui si inserisce una freccia rappresentate hash / 2**hashlen per far vedere la selezione di j . . . . .	24
■ forse definire fork resolution quando si parla della fork nel capitolo 1	27
■ citare sistemi sharded con beacon per generazione numeri random .	30
■ da rivedere la frase, forse non si capisce bene . . . . .	31
■ cambiare stile scrittura . . . . .	38

# Introduzione

Introduzione

# Indice

<b>Introduzione</b>	<b>iv</b>
<b>1 Background</b>	<b>1</b>
1.1 DLT e Blockchain . . . . .	1
1.2 Bitcoin . . . . .	2
1.3 Blockchain Scalability Trilemma . . . . .	14
1.4 Strutture dati autenticate . . . . .	16
1.5 Distributed Hash Table . . . . .	19
<b>2 Stato dell'arte</b>	<b>21</b>
2.1 Algorand . . . . .	21
2.2 Disaccoppiamento della validazione dallo storage . . . . .	26
2.3 Sharding . . . . .	29
<b>3 Una soluzione scalabile</b>	<b>34</b>
3.1 Problematiche in approcci correnti . . . . .	34
3.2 Aspetti centrali e definizioni di base . . . . .	35
3.3 Architettura e ruolo dei comitati . . . . .	37
3.4 Teorema di correttezza . . . . .	41
3.5 Teorema di scalabilità . . . . .	42
3.6 Comunicazione inter-committee . . . . .	44
3.7 Discussione . . . . .	46
<b>Conclusione</b>	<b>47</b>
<b>Ringraziamenti</b>	<b>48</b>
<b>Bibliografia</b>	<b>49</b>

# Capitolo 1

## Background

### 1.1 DLT e Blockchain

Un *Distributed Ledger Technology*, o *DLT*, è un registro distribuito, la cui copia è presente su tutti i partecipanti (o nodi) della rete, in cui ogni nodo in maniera indipendente dagli altri può apportare delle modifiche sotto il consenso di tutti gli altri. Ogni nodo della rete è in grado di creare una transazione che modifica lo stato del registro, ma questa non è accettata da un'autorità centralizzata come in sistemi tradizionali, bensì dalla maggioranza dei partecipanti. Infatti, ogni nodo può partecipare alla validazione e alla conferma di tutte le nuove transazioni.

Il concetto fondamentale che regola una DLT è quello di *consenso*. Il consenso specifica come i partecipanti si accordano sullo stato del registro. Quest'ultimo, oltre ad essere distribuito, è anche *immutabile*. Infatti, una volta raggiunto il consenso su una transazione, questa non può essere annullata ed il suo effetto rimane indelebile.

Le DLT si dividono in due categorie: *permissioned* (o *private*) e *unpermissioned* (o *pubbliche*). Nelle prime l'accesso è controllato da un'autorità che verifica l'autenticità del partecipante, il registro è quindi proprietà di un insieme di attori, ed il sistema è composto da nodi fidati (*trusted*). Le seconde, argomento della presente tesi, permettono a chiunque di partecipare, non sono quindi proprietà di nessuna organizzazione e consentono a tutti di proporre delle modifiche. Il campo di applicazione è quello di database su scala globale, ad esempio per un sistema di cripto-valute, le cui informazioni hanno bisogno di essere immutabili (le transazioni confermate o il saldo associato ai conti degli utenti). Esse sono però soggette ad attacchi Sybil [13], di cui si parlerà in seguito. In genere le prestazioni delle DLT *permissioned* sono maggiori delle DLT *unpermissioned*. Nel resto della tesi si farà riferimento

solamente alle DLT unpermissioned.

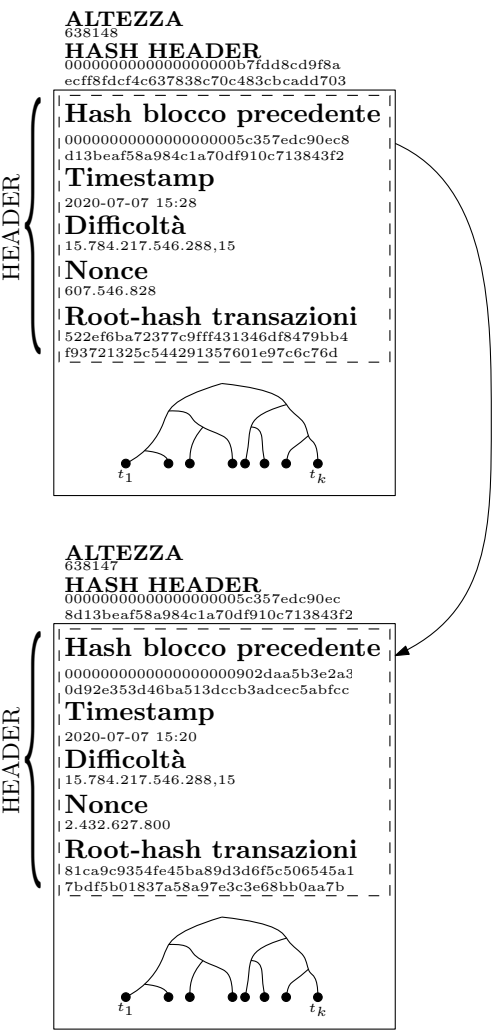
Poiché i database tradizionali hanno un failure model nettamente differente da quello delle DLT, i protocolli di consenso utilizzati nei primi in ambiente distribuito, come [4, 37], non possono essere impiegati. Infatti, mentre nei database il fallimento di un nodo corrisponde ad un suo crash, software o hardware, che non gli permette di rispondere alla richieste, nelle seconde l'ambiente di esecuzione è più ostile. I nodi, denominati *bizantini*, oltre ad avere dei crash, possono comportarsi in modo malevolo, rispondendo in modo errato e corrompendo altri nodi. Le DLT devono quindi adottare un protocollo di consenso che sia *Byzantine Fault Tollerant (BFT)*, il cui nome deriva dal *problema dei generali bizantini*. *Proof-of-Work* [31], in cui si seleziona randomicamente un leader la cui probabilità dipende dalla sua potenza computazionale, *Proof-of-Stake* [22], *Proof-of-Personhood* [5], sono esempi di protocolli BFT resistenti ad attacchi Sybil.

Una *blockchain* fa parte della classe delle DLT ed è una lista di blocchi semplicemente collegata, il cui inserimento è solo in modalità *append*. Ogni blocco è identificato da un hash crittografico, calcolato sull'header del blocco stesso. Ogni blocco punta al nodo precedente specificandone l'hash. La sequenza di blocchi crea quindi una catena, in cui il primo è denominato *genesis block* ed è specificato nell'algoritmo di consenso.

In Bitcoin [31], un blocco è un contenitore formato da una sezione *meta-dati*, composto dalla dimensione del blocco stesso, da un *block header* di 80 byte e dalla lista di transazioni validate. Il block header è composto dall'hash del precedente blocco, dal *root-hash* del Merkle Tree formato dalle transazioni contenute nel blocco, un *timestamp*, ovvero il tempo di creazione del blocco, un *difficulty target* e un *nounce*, utilizzati nella fase di mining. La figura 1.1 mostra un esempio di blockchain.

## 1.2 Bitcoin

Bitcoin [31] è una tecnologia open-source di cripto-valute basata su blockchain, presentato nel 2008 da Satoshi Nakamoto, la cui identità è ancora un mistero. A differenza di valute tradizionali che esistono fisicamente sotto forma di banconote, il *bitcoin*, la valuta dell'omonima tecnologia, è virtuale. Con il termine Bitcoin, si indicano vari aspetti: la tecnologia, lo stack protocollare di comunicazione adottato tra i partecipanti alla rete e la valuta scambiata. Bitcoin è una rete P2P, a cui partecipano nodi denominati *peer*, in cui non esistono nodi speciali o più importanti di altri, come nei sistemi di pagamento elettronici tradizionali. Non è presente quindi un server centrale che gestisce tutti i pagamenti.



**Figura 1.1:** Esempio di blockchain in Bitcoin. Ogni blocco punta al blocco precedente specificandone l'hash dell'header.



Il concetto fondamentale di Bitcoin è quello di *transazione*. Una transazione trasferisce dei bitcoin da un conto sorgente ad un conto destinazione. Ogni peer può creare una transazione, dimostrando di essere il proprietario del conto sorgente: Dopo la creazione, questa viene inviata in broadcast a tutti i nodi della rete, per essere validata. A differenza dei sistemi di pagamento elettronici tradizionali, in cui un server centrale accetta o rifiuta le transazioni generate dai propri clienti, le transazioni sono accettate o rifiutate dalla rete Bitcoin secondo un meccanismo di *consenso distribuito*, utilizzando un approccio denominato *Proof-of-Work*. Le transazioni accettate vengono raggruppate in blocchi di transazioni, secondo un processo che richiede un'enorme quantità di potenza computazionale. Al termine di questa fase il blocco viene aggiunto in *blockchain*. Questo processo è denominato *mining* ed è svolto dai peer che ricoprono il ruolo di *miner*. Il mining ha due obiettivi:

1. creazione di bitcoin: ogni nodo che aggiunge un blocco alla blockchain viene ricompensato dalla rete con una quantità di bitcoin fissata per ogni blocco e che decresce nel tempo;
2. validazione delle transazioni secondo le regole di consenso, assicurando che esse siano valide.

Una transazione è valida se è corretta sintatticamente e non fa *double-spending*, ovvero spende due o più volte lo stesso importo.

Inizialmente il mining veniva effettuato da personal computer potenti. Man mano che i miner si aggiungevano alla rete Bitcoin, per cui diveniva sempre più difficile *minare* un blocco, si utilizzarono delle Graphical Processing Units, o GPU, come quelle utilizzate nei videogiochi. Tuttavia negli ultimi anni, a causa dell'elevato numero di miner presenti sulla rete, si utilizzano sistemi Application Specific Integrated Circuit, o ASIC, che implementano in hardware gli algoritmi di mining impiegati in Bitcoin per aumentare le performance. Sono state create anche soluzioni che hanno l'obiettivo di condividere la propria potenza computazionale in *mining pool*, composte da diversi partecipanti, che dividono equamente, sulla base delle risorse condivise, i bitcoin guadagnati.

### 1.2.1 Wallet e indirizzi digitali

Un nodo, per poter partecipare alla rete ed effettuare un pagamento, ha bisogno di una *chiave digitale* e di un *bitcoin address*. Un utente può generare un numero qualsiasi di chiavi digitali, che vengono memorizzate in un database locale, denominato *wallet*. La possibilità di generare autonomamente delle chiavi evidenzia la caratteristica fondamentale di Bitcoin, ovvero

la decentralizzazione del controllo e del consenso, basate sulla crittografia. In particolare, il modello di riferimento è quello della crittografia asimmetrica, in cui le chiavi digitali sono sotto forma di una coppia di chiavi, una *privata* (e segreta), ed una *pubblica*, che deriva dalla chiave privata. È importante specificare che l'uso della crittografia non ha uno scopo di *confidenzialità*, d'altronde tutto in Bitcoin viaggia in chiaro, ma per *autenticità*, per dimostrare di essere possessori di un certo conto. In crittografia, una chiave privata è usata per firmare un messaggio, o in questo caso una transazione, mentre la chiave pubblica, conosciuta da tutti i nodi della rete, per validare la firma del messaggio. Infatti, semplificando, la chiave pubblica è usata per ricevere i bitcoin, mentre la chiave privata per spenderli, secondo delle modalità che saranno note nel proseguimento della lettura dei prossimi paragrafi, in cui si mostra la creazione di una transazione da parte di un peer, e quindi le prove crittografiche che deve mostrare in modo da poter spendere i suoi bitcoin. In una transazione, l'indirizzo di destinazione è indicato da un *bitcoin address*, che deriva dalla chiave pubblica del peer, mediante una serie di funzioni hash, come illustrato nella Figura 1.2.

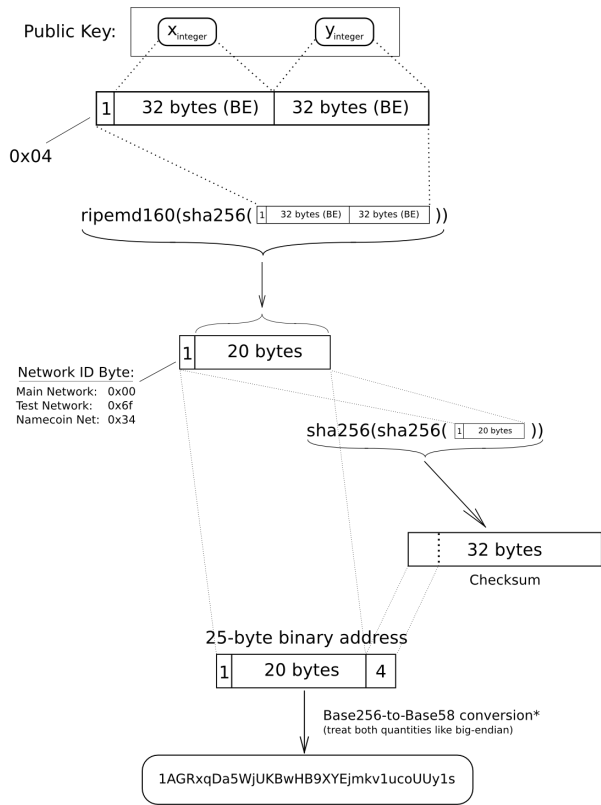
Quando un nodo crea una transazione, presenta la sua chiave pubblica e firma la transazione per dimostrare di essere il proprietario di quel conto. In questo modo, chiunque nella rete, con queste due informazioni, può verificare che il nodo è realmente il proprietario di una certa quantità di bitcoin spesi in una transazione. È chiaro che chiunque in possesso della chiave privata di un nodo, può spendere a suo piacimento i bitcoin associati al relativo bitcoin address. Per questo, e anche per anonimizzare i creatori delle transazioni, un wallet genera ad ogni transazione una nuova coppia di chiavi.

Un wallet, come si già è detto in precedenza, è un client che memorizza le chiavi digitali di un nodo. Può essere: (1) *non-deterministico* e generare chiavi private in modo totalmente randomico, per cui il wallet è un database che memorizza queste chiavi private, e (2) *deterministico* e generare delle chiavi private a partire da un *seed*, che può essere anche una password digitata da un utente, per cui non ha bisogno di memorizzare alcuna chiave.

## 1.2.2 Transazioni

Le transazioni ricoprono un ruolo fondamentale in Bitcoin e nelle tecnologie di blockchain in generale. Le transazioni sono delle strutture dati che codificano un trasferimento di bitcoin da una o più sorgenti, denominate *input*, ad una o più destinazioni, denominate *output*. I campi di una transazione sono riportati nella Tabella 1.1.

Vediamo ora il ciclo di vita di una transazione. Ogni nodo nella rete può generare una transazione. La transazione contiene una firma che dimostra



**Figura 1.2:** Creazione di un indirizzo Bitcoin a partire dalla chiave pubblica [47].

Dimensione	Campo	Descrizione
4 byte	Versione	Specifica la versione del protocollo
1-9 byte	Contatore input	Indica quanti input sono inclusi
variabile	Input	Lista di uno o più input
1-9 byte	Contatore output	Indica quanti output sono inclusi
variabile	Output	Lista di uno o più output
4 byte	Time	Timestamp Unix

**Tabella 1.1:** I campi di una transazione.

che il nodo possiede i bitcoin specificati nell'input. Essa viene quindi inviata in broadcast, raggiungendo tutti i nodi della rete. Questa viene messa nella lista delle transazioni in attesa, o *pending transaction*, verificata da ogni nodo, e se valida, ovvero conforme alle regole di consenso, è inclusa all'interno di un blocco insieme ad altre transazioni. Se sul blocco viene risolto un puzzle crittografico, esso viene aggiunto in coda alla blockchain. Una transazione può essere creata da un nodo anche se questo è offline. Una volta tornato online può inviare la nuova transazione al resto della rete.

Non esiste il concetto di conto relativo ad un account Bitcoin, per cui le transazioni formalmente non spostano valuta da un conto all'altro. In altre parole non esiste un database che memorizza i conti degli utenti, come in altre tecnologie blockchain presentate nei prossimi paragrafi, ma i bitcoin posseduti da un certo indirizzo sono calcolati scandendo tutta la blockchain dal blocco iniziale al blocco attuale, considerando le *unspent transactions output*, o *UTXO*. Le UTXO sono i mattoncini con cui vengono generate le transazioni. Ad ogni UTXO è associato un valore espresso in *satoshi*, dove 1 satoshi è equivalente a  $10^{-8}$  bitcoin, e sono bloccate da un segreto di cui è a conoscenza solo il possessore. I satoshi corrispondono ai centesimi presenti nelle valute tradizionali, come l'Euro o il Dollaro, solo che, a differenza di queste ultime in cui l'unità di base può essere suddivisa in massimo 100 parti, il bitcoin, può essere suddiviso fino a 100 milioni di parti.

Le UTXO corrispondono agli output di una transazione, facente parte di un blocco della blockchain, che non è stata ancora spesa da un'altra transazione. Gli output di una transazione consistono in due parti:

1. il valore espresso in satoshi da trasferire;
2. un *locking script*, che specifica il modo in cui i bitcoin possono essere sbloccati.

Per semplicità un locking script può essere pensato come l'indirizzo della destinazione, che diventerà, una volta che la transazione è stata accettata e quindi aggiunta in blockchain, il proprietario della quantità di bitcoin indicati nella transazione stessa.

Ogni input in una transazione è un riferimento ad una UTXO. In particolare si indica l'UTXO da utilizzare come sorgente specificando l'hash della transazione e l'indice dell'output nella transazione considerata. Il creatore della transazione deve includere un *unlocking script* per ogni UTXO, contenente una firma che dimostri che il peer che ha creato la transazione è proprietario di quei bitcoin.

Molte transazioni includono delle *tasse*. Esse hanno un triplice scopo. Il primo è incentivare i miner a scegliere la propria transazione. I miner,

oltre a ricevere un compenso per la creazione del blocco, ricevono le tasse di tutte le transazioni presenti nel blocco creato. Infatti, quando i miner provano a generare un blocco, scelgono dal proprio pool di transazioni in attesa quelle con le tasse più alte. Il secondo è quello di incentivare un peer ad essere un miner, in modo tale che la rete sia più sicura. Come si vedrà successivamente, la sicurezza dell'intero sistema aumenta con l'aumentare dei nodi che partecipano alla rete. L'ultimo, disincentiva nodi malevoli a *spam* di transazioni, perché questi si troverebbero a spendere una piccola quota in tasse per ogni transazione generata. La quantità di tasse da pagare per una transazione normalmente dipende dalla sua dimensione in byte, in genere sui 370 byte, ma dipende anche dalle richieste di mercato. Al momento di scrittura di questa tesi, per una transazione di circa 370 byte composta da 2 input e 2 output, affinché sia accettata entro 2 blocchi, quindi entro 20 minuti, sono necessari 34k satoshi, pari a 3.20 USD (fonte [1]).

Come si è visto, nella struttura dati di una transazione non è presente un campo tasse esplicito. Le tasse sono infatti implicite e sono calcolate da ogni miner come la differenza tra la somma degli input e la somma degli output. In formule,

$$Tasse = \sum T_{in} - \sum T_{out}$$

dove  $T_{in}$  e  $T_{out}$  indicano l'input e l'output di una transazione  $T$ , rispettivamente.

Gli script sono il sistema con cui i peer Bitcoin validano le transazioni. Come si è detto in precedenza, ad ogni UTXO è associato un locking script, che rappresenta le condizioni che un nodo deve soddisfare per poter utilizzare i bitcoin contenuti in essa. L'input di una transazione, riferito ad uno specifico UTXO, deve fornire un unlocking script, che contiene solitamente una firma che sblocca i fondi. Durante la validazione di una transazione, il peer esegue prima l'unlocking script e usa il suo output come input per il locking script. Se non ci sono errori e le condizioni nel locking script sono soddisfatte, ovvero l'intera operazione restituisce *true*, allora la transazione è considerata valida. Gli script sono scritti in un linguaggio stack-based, in cui sono presenti istruzioni aritmetico-logiche, istruzioni per il calcolo di hash, di verifiche di chiavi pubbliche, istruzione condizionale, ma non loop, il che lo rende *Turing incompleto*. Questo fa sì che non è possibile creare un loop infinito e causare quindi un *Denial-of-Service*. Grazie ad un linguaggio di scripting è possibile scrivere un'infinità di script che danno modo di esprimere qualsiasi condizione. La più usata è certamente la *Pay to public key hash*, nota anche con P2PKH, che consente di specificare l'indirizzo Bitcoin a cui trasferire una certa somma di bitcoin. La Figura 1.3 mostra un esempio di locking e unlocking script per una transazione P2PKH. È possibile creare

**Figura 1.3:** Esempio di locking ed unlocking script per una transazione P2PKH. La transazione è generata dall'utente A che deve dimostrare nell'unlocking script la propria identità.

anche fondi sbloccabili solo da più utenti insieme o anche da una certa data in poi. Questi sono solo alcuni degli esempi che è possibile creare.

fare fi-  
gura  
locking  
script  
P2PKH

### 1.2.3 Mining

Il mining ha lo scopo principale di confermare le transazioni in attesa, generando un nuovo blocco da aggiungere alla blockchain, con un meccanismo completamente decentralizzato, dove ogni nodo della rete, o *miner*, può contribuire al processo. Non è necessario nessun comitato speciale o un'autorità centrale che gestisca tutta l'operazione. Circa ogni 10 minuti viene creato un nuovo blocco contenente le transazioni confermate da aggiungere in coda alla blockchain. Il mining ha anche lo scopo di generare nuovi bitcoin, da qui il termine mining, che allude all'estrazione di pietre preziose dalle miniere, con una decrescita esponenziale nel tempo di creazione di valuta. Ogni nodo che riesce ad inserire un nuovo blocco alla blockchain, viene ricompensato con una quantità fissa di bitcoin, dimezzata ogni 210.000 blocchi (circa ogni 4 anni), partendo da 50 bitcoin da gennaio 2009. Dall'11 maggio 2020, infatti, la ricompensa per i miner è di 6.25 bitcoin. Quindi, la ricompensa decresce esponenzialmente fino al 2140, quando circa 21 milioni di bitcoin (per l'esattezza 2.099.999.997.690.000 satoshi) saranno generati, approssimativamente dopo 13.44 milioni di blocchi. Un miner riceve come ricompensa anche le tasse delle transazioni che ha inserito nel nuovo blocco. Per cui dopo il 2140, i miner riceveranno come ricompensa solo le tasse presenti nelle transazioni. Quello della ricompensa è ovviamente un meccanismo atto ad incentivare la presenza di più miner, che concorrono alla conferma di nuove transazioni, aumentando in questo modo la sicurezza dell'intera rete.

Finora si è parlato dei miner che cercano di creare un nuovo blocco da aggiungere alla blockchain, senza specificare il come. Vediamo quindi come i miner creano i nuovi blocchi della blockchain, secondo un meccanismo di consenso decentralizzato, che rappresenta il vero contributo di Satoshi Nakamoto alle reti P2P, secondo cui tutti i nodi presenti nella rete concordano su un certo stato della blockchain, senza un'autorità centrale che governi tutto. Il consenso è infatti raggiunto in maniera asincrona su tutta la rete, ed ogni nodo può vedere lo stesso stato della blockchain. Quando una transazione viene generata da un qualsiasi peer della rete, essa viene inviata in broadcast a tutti i nodi della rete. Ogni nodo che riceve una transazione, prima

di inviarla ai peer successivi, effettua numerosi controlli di validità, come la conformità alle regole sintattiche e regole di consenso, come (1) verificare che la transazione non faccia *double spending*, ovvero si utilizza più di una volta la stessa UTXO, confrontando gli input della transazione con gli output delle transazioni nei blocchi della blockchain e con quelle del pool delle transazioni, (2) verificare che la somma degli input sia maggiore della somma degli output, e (3) verificare che l'output dell'unlocking script di ogni input sblocchi il locking script dell'UTXO a cui l'input si riferisce. Se una transazione soddisfa tutti questi requisiti, viene inserita nel pool delle transazioni del peer, uno spazio di memoria temporaneo in cui risiedono le transazioni valide in attesa di essere inserite in un blocco, per poi essere inviata in broadcast ad ogni peer vicino. Ogni peer effettua tutti questi controlli. A questo punto, ogni miner sceglie le transazioni che formeranno il prossimo blocco, denominato *candidate block*, dal pool delle transazioni. I primi 50 kilobyte di un blocco sono formati da quelle transazioni ad *alta priorità*: la priorità viene calcolata in base all'età dell'UTXO che dovrà essere spesa, ovvero in base alla profondità a cui si trova nella blockchain la transazione contenente l'UTXO rispetto al blocco corrente. La formula per il calcolo della priorità è la seguente:

$$Priorità = \frac{\sum_i value(T_i) * age(T_i)}{size(T)}$$

dove  $value(T_i)$  è il valore dell'input  $i$  della transazione  $T$  espresso in satoshi,  $age(T_i)$  è la profondità dell'UTXO a cui si riferisce l'input  $i$  della transazione nella blockchain, e  $size(T)$  è la dimensione della transazione espressa in byte. Questo consente alle transazioni di essere inserite anche se non hanno alcuna tassa. Il resto del blocco, che ha una dimensione massima di 4 megabyte, viene riempito dalle transazioni presenti nel pool che hanno una tassa maggiore. Questo perché tutte le tasse presenti nelle transazioni vengono ricevute dal nodo miner che ha creato il blocco. Infine, la prima transazione che viene inserita nel blocco è quella denominata *coinbase*, una transazione speciale che non contiene alcun input, il cui output contiene come valore la somma delle tasse presenti nelle altre transazioni del blocco e la ricompensa per il blocco creato e avete come indirizzo destinazione quello del nodo miner. La *coinbase* rappresenta la ricompensa al miner per il lavoro svolto.

Vediamo ora come funziona l'algoritmo di consenso. Una volta costruito il blocco, esso deve essere *minato*, ovvero si deve trovare la soluzione all'algoritmo *Proof-of-Work* che rende valido il blocco. Esso si basa sugli *hash crittografici*, denominati in seguito più semplicemente con hash. Un hash è una funzione che dato un input di una qualsiasi dimensione, produce una

stringa di output di dimensioni fisse. Essa è semplice da calcolare, ma difficile da un punto di vista computazionale invertire, ovvero dato un hash  $h$ , calcolare l'input  $S$  tale che  $h = \text{hash}(S)$ . Ad esempio, la funzione SHA256, utilizzata in Bitcoin, produce un output di 256 bit. Inoltre, un'altra proprietà fondamentale è che a fronte dello stesso input si produce lo stesso output, perciò l'hash è una funzione deterministica. Secondo Proof-of-Work un miner deve trovare un blocco, tale che l'hash del suo header sia minore di una certa soglia, denominata *target*. Questo viene svolto variando una parte dell'header del blocco denominato *nounce*, e viene inserito nell'header del blocco come prova del lavoro svolto. Poiché gli hash non seguono un certo pattern, l'unico modo di trovare un nounce che faccia assumere all'header del blocco un valore minore del target è quello di tentare tutte le combinazioni. Essendo l'hash facile da calcolare, verificare il lavoro svolto da un miner è un compito semplice. Il primo nodo miner che riesce a trovare una soluzione a questo puzzle crittografico, è il vincitore di questa competizione ed invia in broadcast il blocco minato come prova del lavoro svolto. Proof-of-Work, in altre parole, consente di eleggere un leader randomicamente con una probabilità dipendente dalla sua potenza computazionale in rapporto a quella della rete (denominata *hash power*), che propone il nuovo blocco da inserire in blockchain. Il target determina la difficoltà nel trovare un blocco che soddisfi le condizioni di consenso, in quanto questo determina un aumento esponenziale del numero di tentativi da svolgere per risolvere il problema. Poiché la potenza computazionale aumenta nel tempo, e quindi il numero di hash calcolabili nell'unità di tempo, c'è un meccanismo che reimposta il target ogni 2016 blocchi, circa ogni 2 settimane, in modo tale che in media un blocco sia minato in 10 minuti. Il miner che mina il blocco  $k$  tale che  $k$  sia divisibile per 2016, determina il nuovo target sulla base del tempo impiegato a trovare gli ultimi 2016 blocchi: se il tempo è maggiore di 20160 minuti aumenta il target, diminuendo quindi la complessità, se è minore diminuisce il target, aumentando la complessità del problema. Quando gli altri miner ricevono il blocco minato da un altro miner, cessano di minare il proprio blocco ed iniziano a lavorare sul successivo, utilizzando lo stesso approccio appena descritto.

Può capitare che due miner nella rete riescano a minare quasi contemporaneamente un blocco, per cui i vicini potrebbero lavorare a loro volta su viste della blockchain differenti. Questo genera nella blockchain delle *fork*. In questo caso alcuni nodi della rete possiedono una vista differente della blockchain. Il problema viene risolto da ogni nodo scegliendo il ramo più lungo, in modo da convergere allo stesso stato della blockchain. A causa della possibilità di fork, una transazione è considerata confermata quando raggiunge una profondità maggiore di sei blocchi (quindi, in media dopo un'ora).

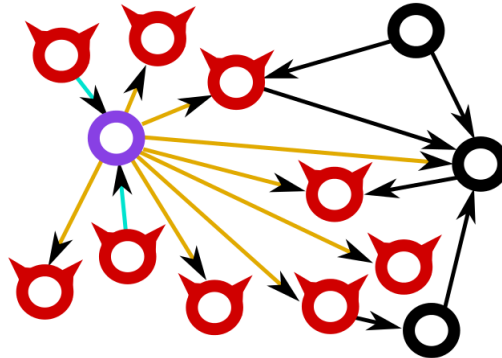


### 1.2.4 Attacchi noti

**51% attack** Qualsiasi tecnologia di blockchain per sua natura si basa su un meccanismo di consenso distribuito che garantisce una mutua fiducia. Se nelle blockchain basate su Proof-of-Work un miner possiede più del 50% dell'hash power, può mettere in atto l'*attacco 51%* (o *attacco Sybil* [13]). Questo gli consente di ottenere il 100% delle ricompense dal mining, poichè riuscirebbe a creare catene di blocchi sicuramente più lunghe di qualsiasi altro miner. Inoltre può fare un *double spending*, in cui si utilizza la stessa UTXO come input alle transazioni, eliminare dalla blockchain gli ultimi blocchi confermati ed eventualmente corrompere la blockchain stessa. In una tecnologia come Bitcoin che incentiva economicamente i nodi a diventare miner e che ha raggiunto nel tempo un numero di nodi elevato, e quindi un grande hash power, un simile attacco è molto improbabile. Sicuramente non sono escluse da questo attacco le blockchain di piccole dimensioni, che hanno un hash power di gran lunga minore di quello di Bitcoin: esempi di cripto-valute che sono state vittime del 51% attack sono Monacoin [18], Bitcoin Gold [38] e ZenCash [43]. In realtà l'avvento delle mining pool in Bitcoin, in cui più miner mettono a disposizione la propria potenza computazionale al servizio di un gruppo di più miner che divide il compenso in modo proporzionale all'hash power condiviso, apre la possibilità ad un'organizzazione del genere ad un 51% attack se la somma totale dell'hash power di tutti i nodi iscritti supera il 50% dell'intero hash power della rete.

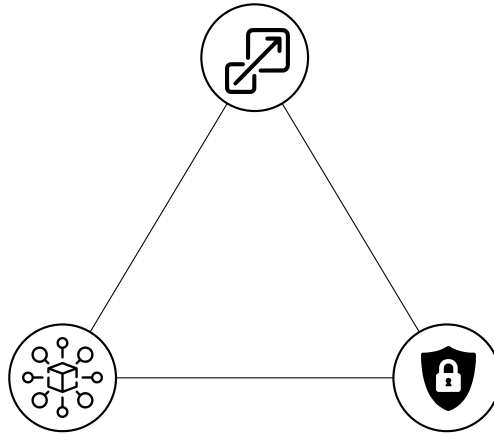
**Eclipse attack** L'*eclipse attack* è un attacco perpetrato ai danni di una singola vittima. Un attaccante, che controlla un gran numero di nodi, ad esempio una botnet, può isolare un nodo dal resto della blockchain. Questo gli consente di mostrare una blockchain differente da quella che è in realtà e di sfruttare la potenza computazionale della vittima per i suoi comportamenti malevoli. La Figura 1.4 mostra una rappresentazione di un attacco Eclipse. Heilman et al. [19], mostrano che è possibile utilizzare un attacco eclipse come base per altri attacchi.

- **Engineering block races:** Quando due miner riescono a minare un blocco nello stesso momento, solo uno entra a far parte della blockchain, mentre l'altro diventa un blocco *orfano*, e il miner che ha minato questo blocco non riceve alcuna ricompensa. Un attaccante che eclissa più di un miner, accumula i blocchi minati dai miner attaccati, per poi rilasciarli alla rete solo quando un miner non attaccato scopre un blocco. In questo modo i blocchi minati dalle vittime diventano orfani. Questo porta quindi ad uno spreco delle risorse degli attaccati.



**Figura 1.4:** Rappresentazione di un attacco eclipse in cui un nodo è isolato dal resto della rete. Fonte [19]

- **Splitting mining power:** Si eclissa un certo numero di miner in modo da ridurre l'hash power della rete e consentire più facilmente un 51% attack.
- **Selfish mining:** Questo attacco consente ad un attaccante di sprecare risorse a miner vittime o di ottenere una ricompensa maggiore. L'attaccante mantiene private una lista di blocchi che ha minato ed elimina i blocchi minati dai miner eclissati che competono con i blocchi che lui ha minato. Nello stesso tempo sfrutta la potenza computazionale dei nodi vittime tentando di creare un fork più grande rispetto alla catena di blocchi della vera blockchain.
- **0-confirmation double spend:** Si ha nel caso di *0-confirmation transaction*, dove un venditore spedisce, nel caso di vendita online, o rilascia, nel caso di vendita in un negozio fisico, un bene ad un cliente prima che questa sia confermata in un blocco. Questo accade quando non si vogliono attendere i circa 10 minuti di conferma di una transazione. L'attaccante effettua un eclipse attack al venditore, inviandogli una transazione  $T$  per comprare i beni ed una transazione  $T'$  al resto della rete, facendo un *double spending*. Il mercante rilascia il prodotto al cliente malevolo e poiché è eclissato non può inviare  $T$  al resto della rete. Quindi l'attaccante ottiene un prodotto senza aver pagato.
- **N-confirmation double spend:** In questo caso, a differenza del precedente, un mercante rilascia un bene al suo cliente solo se la transazione si trova almeno a profondità  $N - 1$  nella blockchain. L'attaccante invia la transazione ai nodi eclissati, che la inglobano in una vista *vecchia* della blockchain, tra cui è presente anche il commerciante. L'at-



**Figura 1.5:** Rappresentazione del *blockchain scalability trilemma*. Secondo il trilemma una blockchain può trovarsi su uno dei lati del triangolo e non nel centro, rappresentante l'ottimo.

taccante, dopo aver ricevuto il prodotto, mostra alle vittime eclissate la vera blockchain, aggiornata nel frattempo dai nodi non eclissati. La blockchain vista dai nodi eclissati diventa orfana, poiché è un fork più corto rispetto alla vista della blockchain del resto della rete. La transazione creata dall'attaccante viene quindi eliminata. Anche in questo caso, l'attaccante ottiene un prodotto senza aver pagato.

### 1.3 Blockchain Scalability Trilemma

Sebbene il *blockchain scalability trilemma* [8] influisca sull'analisi e progettazione di tecnologie di blockchain, non è presente una definizione formale in letteratura, anche se è citato in numerosi lavori, come [50, 54]. Il termine [48] fu coniato da Vitalik Buterin, creatore di *Ethereum*, una blockchain basata su Proof-of-Work, individuando le tre caratteristiche che una blockchain deve possedere per allargare i propri confini a livello globale: *decentralizzazione*, *sicurezza* e *scalabilità*. Il *trilemma* afferma che una blockchain può possederne solo due sulle tre disponibili. Il *blockchain scalability trilemma* si può rappresentare con un triangolo, come in Figura 1.5, ai cui vertici ci sono le tre proprietà e in cui l'ottimo è al centro.

Vediamo in dettaglio i tre elementi fondamentali del trilemma.

**Decentralizzazione** Per decentralizzazione si intende il fatto che le transazioni sono validate e confermate da un gruppo di nodi e non da un'autorità centrale o un comitato speciale, come accade in sistemi tradizionali, per cui

le decisioni sono ottenute da un consenso distribuito. Quindi non è necessario riporre fiducia su una terza parte durante una qualsiasi operazione. In altre parole, le decisioni sono ottenute democraticamente da tutti i partecipanti alla rete, ed ogni proposta di cambiamento nel protocollo può essere accettata se più del 50% dei partecipanti è favorevole. Un esempio è Bitcoin Cash, un fork di Bitcoin avvenuto il 1 agosto 2017 [20], in cui si portò ad 8 MB la dimensione massima di un blocco, in modo da consentire un numero maggiore di transazioni accettate. È chiaro che la decentralizzazione ha come conseguenza una *qualità* di decisione più alta rispetto ad una presa da un'autorità centrale, poiché la conferma è ottenuta da più nodi. Il trade-off è però la velocità di conferma: se una transazioni richiede una conferma da più partecipanti la velocità è minore di una decisione presa da un'autorità centrale.

**Scalabilità** La scalabilità è la proprietà che consente realmente un'adozione a livello globale. Essa si riferisce al fatto che un sistema possa adattarsi ad un incremento di carico. Ad esempio, le due tecnologie di blockchain ad oggi più utilizzate, Bitcoin e Ethereum, posso gestire un carico massimo di 7 e 12 TPS<sup>1</sup> al contrario di Visa, che può raggiungere le 65.000 TPS [45]. EOS [51], una blockchain progettata per essere scalabile, ha un throughput dichiarato di circa 2000 TPS, ma promette di poter processare milioni di transazioni in futuro, tuttavia ad un prezzo: la decentralizzazione.

**Sicurezza** La sicurezza deve essere il requisito fondamentale in una blockchain. Se la sicurezza è povera o del tutto assente, un attaccante può spendere più volte la stessa quantità di denaro (*double spending*), arricchendo se stesso a scapito di altri ed arrivare a modificare lo stato della blockchain, che per sua natura è immutabile. Questo può succedere ad esempio nel 51% attack, presentato nel Paragrafo 1.2.4.

È importante notare che il blockchain scalability trilemma non è un teorema, come lo è il *CAP theorem*, un teorema fondamentale nell'ambito dei sistemi distribuiti. Esso sottolinea la difficoltà nel creare un sistema decentralizzato, sicuro e scalabile. Le blockchain sono ancora tecnologie giovani, poco mature per cui c'è ancora tanta strada da fare, in grado di migliorare ciò che già è stato fatto. Bitcoin, ad esempio, è una blockchain altamente sicura e decentralizzata, ma non scalabile: il numero di transazioni massime supportate è infatti di 7 TPS. Sebbene, non sarà utilizzabile a livello globale

---

<sup>1</sup>TPS = transazioni al secondo

come unica valuta, rappresenta nella storia dell'informatica un punto di svolta, dimostrando che una cripto-valuta digitale in un sistema P2P, in cui non è necessario riporre la fiducia su un'autorità centrale o si è soggetti a regole imposte dalla medesima, è possibile e attuabile in pratica.

## 1.4 Strutture dati autenticate

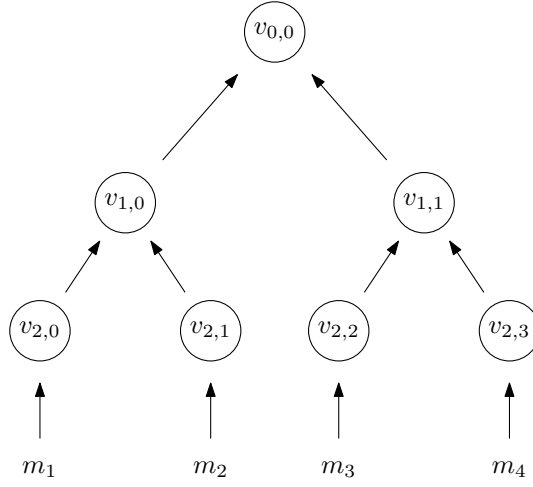
Come si è visto nella Paragrafo 1.1, ogni block header della blockchain contiene un riassunto di tutte le transazioni presenti nel blocco, denominato *root-hash*, ed ottenuto da un *Merkle Tree* (*MHT*). Esso fa parte della famiglia delle *strutture dati autenticate*.

Una struttura dati autenticata (ADS) è una struttura dati che permette una verifica di integrità. Permettono ad un client di verificare l'autenticità e l'integrità di una risposta ottenuta da un server non fidato mediante una prova, denominata *proof*. In altre parole, le operazioni effettuate da una parte esterna non fidata, denominato *prover*, possono essere verificate efficientemente da un client, il *verifier*.

Supponiamo di trovarci nel seguente scenario. Un client ha bisogno di memorizzare una certa quantità di dati che eccede le sue disponibilità di memorizzazione fisica. Può memorizzare i suoi dati su un server esterno che ha una grande capacità di memorizzazione, come ad esempio un servizio di cloud storage. Il client vuole essere sicuro che la versione dei file che memorizza in cloud sia l'ultima e che nessuno possa modificare il contenuto dei suoi file. Questo problema può essere risolto mediante le strutture dati autenticate, senza che il client memorizzi l'intera struttura dati e senza memorizzare l'hash di ogni singolo file. In quest'ultimo caso infatti dovrebbe memorizzare un numero di hash lineare con il numero di file che ha memorizzato in cloud. Applicazioni del genere sono molto frequenti, anche nel caso di Bitcoin, in cui esistono client *leggeri*, i cosiddetti *thin client*, che memorizzano solo l'header dei blocchi della blockchain, mentre tutte le transazioni contenute nei blocchi sono memorizzati su un server esterno. Una realizzazione di un protocollo efficiente che fa uso di ADS si può trovare in [33] e [12].

Un'implementazione efficiente di un'ADS è il Merkle Tree, utilizzato per la realizzazione di dizionari autenticati. Dato un insieme di elementi  $V$ , il Merkle Tree  $T$  è un albero binario completo bilanciato avente come foglie gli hash degli elementi in  $V$ , mentre i nodi intermedi sono il risultato dell'hash della concatenazione dei nodi figli. Il root di  $T$  contiene il *root-hash* di  $T$ . La Figura 1.6 mostra un esempio di Merkle Tree.

Come ogni ADS, ad una richiesta  $T.get(k)$ , dove si richiede il valore  $v$  associato alla chiave  $k$ , si ottiene anche una *proof* associata a  $v$ . La proof è



**Figura 1.6:** Un esempio di Merkle Tree.

una struttura dati utile a verificare l'integrità del valore a cui è associata. In particolare, in un Merkle Tree la proof si ottiene dall'Algoritmo 1.1.

---

**Algoritmo 1.1** Calcolo della proof in un MHT  $T$  associata alla chiave  $k$

---

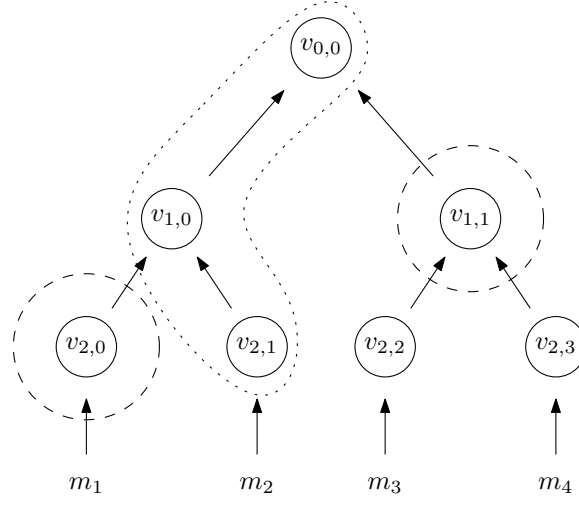
```

procedure GET_PROOF( $k$ )
  Sia  $n$  la foglia di  $T$  associato a  $k$ 
  Sia  $p$  il cammino da  $v$  al root
   $P \leftarrow []$ 
  while  $n.parent \neq T.root$  do
    if  $n.parent.right = n$  then                                      $\triangleright n$  è un figlio destro
       $Tag \leftarrow R$ 
       $h_f \leftarrow n.parent.left.value$ 
    else                                                              $\triangleright n$  è un figlio sinistro
       $Tag \leftarrow L$ 
       $h_f \leftarrow n.parent.right.value$ 
     $P.APPEND((Tag, h_f))$ 
     $n \leftarrow n.parent$ 
  return  $P$ 

```

---

La Figura 1.7 mostra un esempio di proof, rappresentata con linee tratteggiate per il valore  $???$ . Considerato il cammino  $p$  da  $???$  al root, rappresentato in figura con una linea punteggiata, si selezionano i nodi  $???$ , fratelli dei nodi percorsi in  $p$ . La proof risultante è quindi la lista di coppie  $[(???, ???)]$ .



**Figura 1.7:** Proof di ??? in un Merkle Tree. Essa è formata dai nodi tratteggiati.

Un Merkle Tree utilizza uno spazio  $O(|V|)$  e una dimensione della proof, un tempo per una query ed un tempo di verifica pari a  $O(\log |V|)$ .

Un client possiede solo una copia locale del root-hash, mentre i dati sono su un server non fidato, ad esempio su cloud. Per verificare la veridicità del valore  $v$  associato alla chiave  $k$  ottenuto a seguito di una richiesta di  $get(k)$  al server, il client calcola il root-hash dalla proof associata a  $v$  e da  $v$  stesso, con l'Algoritmo 1.2.

---

**Algoritmo 1.2** Calcolo del root hash dalla proof

---

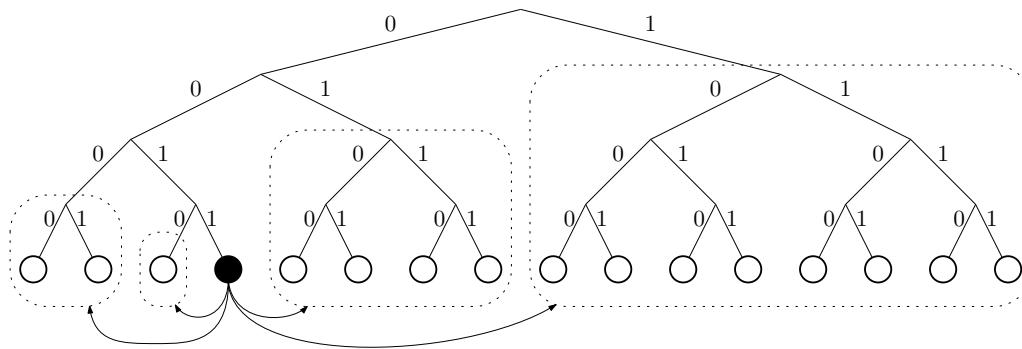
```

procedure Roothash_from_proof( $p, v$ )
   $h_1 = \text{hash}(v)$ 
   $L = \text{len}(p)$ 
  for  $i \leftarrow 1$  to  $L$  do
     $\text{Tag}, h_{p_i} \leftarrow p[i]$ 
    if  $\text{Tag} = R$  then
       $h_{i+1} \leftarrow \text{hash}(h_{p_i} \oplus h_i)$             $\triangleright \oplus$ : concatenazione degli hash
    else
       $h_{i+1} \leftarrow \text{hash}(h_i \oplus h_{p_i})$ 
  return  $h_L$ 

```

---

La tecnica della *potatura* [34], o *pruning*, consente di ridurre lo spazio occupato da un Merkle Tree, qualora non sia necessario rispondere a query su un certo insieme di chiavi, preservando la capacità di generare proof per le chiavi necessarie. Si ottiene rimuovendo le foglie non necessarie e lasciando



**Figura 1.8:** Rappresentazione della tabella di lookup di dimensione logaritmica rispetto al numero dei nodi in Kademlia.

gli hash delle radici dei sotto alberi al posto di esse. La Figura ?? mostra un esempio di MHT potato.

fare fi-  
gura  
mht  
potato

## 1.5 Distributed Hash Table

Una *Distributed Hash Table* (DHT) è un sistema di storage distribuito in grado di memorizzare dati sotto forma di coppie chiave-valore, in modo simile alle *hash table*. Sono costruite su un *keyspace*, ovvero l'insieme di tutte le chiavi, distribuite tra i nodi partecipanti. Se un nodo  $n$  memorizza il valore  $v$  associato alla chiave  $k$ , si dice che  $n$  è *autorità* per  $k$ . Molte implementazioni di DHT [27, 36, 39, 53] permettono di effettuare un *lookup*, l'operazione che consente di individuare il peer che detiene una certa risorsa, in modo efficiente, con un numero di scambi di messaggi e memoria dei peer sublineare, spesso  $O(\log N)$ , con  $N$  il numero totale dei nodi della DHT (vedi Figura 1.8).

Una DHT presenta le seguenti proprietà:

- ✓ **Decentralizzazione:** il sistema non ha alcun autorità centrale, ma ogni nodo è in grado di effettuare il lookup di una risorsa;
- ✓ **Scalabilità:** l'overhead di comunicazione e memoria dei peer pari a  $O(\log N)$ ;
- ✓ **Tolleranza ai guasti:** il sistema è sempre disponibile anche se molti nodi si sconnettono o si guastano;
- ✓ **Efficacia:** una risorsa è sempre reperita se presente nel sistema.



✗ **Correttezza:** non esiste alcun modo per verificare che il dato ottenuto sia l'ultima versione memorizzata, o sia stata modificata dal peer autorità.

Per garantire la correttezza, si utilizzano le DHT *authenticate* [42, 3], in cui ogni nodo  $n$  memorizza anche un'ADS potata, avente come foglie solo quelle per cui  $n$  è autorità.

# Capitolo 2

## Stato dell'arte

### 2.1 Algorand

Algorand [17, 10] è una nuova criptovaluta, progettata da Silvio Micali, professore del MIT e vincitore del premio Turing nel 2012, che possiede le tre proprietà di decentralizzazione, sicurezza e scalabilità descritte nel blockchain trilemma: è infatti in grado di confermare le nuove transazioni nell'ordine di un minuto scalando su numerosi utenti. Algorand, a differenza di Bitcoin e tecnologie che ereditando le sue caratteristiche, non usa Proof-of-Work. In Bitcoin ogni blocco viene aggiunto alla blockchain ogni 10 minuti, tramite una gara crittografica molto costosa in termini di potenza computazionale, e di conseguenza di costo di elettricità, il che si traduce in uno spreco di risorse per quasi tutti i nodi della rete che non hanno trovato la soluzione al puzzle crittografico. Questa soluzione chiaramente non scala: un blocco ogni 10 minuti a livello globale non è sufficiente per gestire il gran numero di transazioni che verrebbero generate. Proof-of-Work, l'algoritmo progettato per essere decentralizzato, a causa della sua natura dispendiosa, si sta trasformando in un meccanismo centralizzato [44]: i miner oggi sono dei professionisti, che investono una grande quantità di denaro in hardware specializzato, e si riuniscono in pool di grandi dimensioni, in modo tale da dividere il lavoro e l'eventuale ricompensa ottenuta. Perciò qualsiasi utente con il suo pc domestico, entrando nella rete Bitcoin (o simili), spreca solamente una grande quantità di energia elettrica senza alcun ritorno economico. Si stima infatti, che l'81% del hash power sia detenuto dalle mining pool della Cina: se queste si unissero potrebbero modificare completamente il contenuto della blockchain e prendere qualsiasi decisione nella conferma di transazioni, proprio come un sistema centralizzato. Infine, un altro svantaggio di Proof-of-Work è l'esistenza inevitabile di fork. Infatti, poiché due

Inserire  
cita-  
zione:  
<https://www.buybitcoinworld.com>

<https://www.buybitcoinworld.com>

o più miner possono risolvere nello stesso momento il puzzle crittografico, il prossimo blocco candidato non unico. I miner cominceranno a minare il blocco successivo sulla base di uno dei due precedenti blocchi, in base a ciò che vedono per primo a causa della latenza su rete. Questo porta alla creazione di catene alternative, che prima o poi verranno risolte, causando una dissoluzione dei blocchi delle catene eliminate e di conseguenza un annullamento delle transazioni, generando continuamente incertezza. Bitcoin, infatti, considera confermata una transazione quando si trova ad almeno a profondità 6. È chiaro che il tempo di conferma di una transazione non è più di soli 10 minuti, ma di un'ora. Quindi Proof-of-Work può essere riassunto in tre parole: dispendioso, incerto ed incredibilmente lento.

Algorand utilizza un protocollo per il problema dei generali bizantini denominato  $BA^*$ , in grado di scalare a molti utenti, raggiungendo il consenso su un blocco con una bassa latenza e senza fork, evitando attacchi Sybil, che influenza qualsiasi altro protocollo di consenso bizantino, come [6], e resistente ad attacchi di tipo denial-of-service, continuando ad operare anche se alcuni utenti sono stati disconnessi da un attaccante.

citazioni  
a pbft e  
altri...

Algorand affronta questi obiettivi usando numerose tecniche:

- **Utenti pesati:** ad ogni utente è assegnato un peso in base ai soldi che possiede, per prevenire attacchi Sybil, ispirandosi agli approcci Proof-of-Stake, un'alternativa all'approccio Proof-of-Work. La differenza fondamentale tra le criptovalute basate su Proof-of-Stake ed Algorand è che, mentre nel primo chi tenta di creare un fork viene punito perdendo dei soldi che aveva bloccato precedentemente su un fondo, nel secondo i pesi sono solo utilizzati per prevenire attacchi Sybil.  $BA^*$  garantisce un funzionamento corretto se il totale dei soldi posseduti dagli utenti onesti è maggiore dei  $2/3$  dei soldi totali.
- **Comitati:** il consenso è ottenuto in maniera scalabile da  $BA^*$  tramite dei comitati, un sottoinsieme degli utenti selezionato ad ogni round in modo randomico ed in base al proprio peso.
- **Lotteria crittografica:** per prevenire tentativi di corruzione o attacchi DoS ai membri di un comitato, questi vengono selezionati in modo privato e senza alcun scambio di messaggio tra i partecipanti alla rete. Ogni utente è in grado di sapere se fa parte di un comitato, utilizzando una funzione, la Verifiable Random Function (VRF) [30]. In questo modo un attaccante non può conoscere chi farà parte del prossimo comitato.
- **Rotazione dei membri:** Un utente malevolo può attaccare un membro di un comitato quando questo comunica con gli altri membri. Tut-

inserire  
citazioni  
proof of  
stake

tavia  $BA\star$  non ha bisogno di alcun stato per funzionare, se non della chiave privata degli utenti, per cui qualsiasi altro utente può essere selezionato e partecipare in ogni passo del protocollo.

In Algorand ogni utente deve possedere una chiave privata e la corrispondente chiave pubblica. La blockchain mantiene le transazioni confermate racchiuse in blocchi semplicemente connessi, con un riferimento all'hash del blocco precedente. Le transazioni sono dei trasferimenti di denaro, espressi in unità di Algorand, da un utente all'altro, ma possono contenere anche *smart contract* nelle versioni più recenti [28, 29]. Inoltre, tutte le operazioni sono svolte dai client presenti sulla rete in modo asincrono con una suddivisione del tempo in round, al termine del quale si aggiunge un nuovo blocco alla blockchain. La comunicazione è basata sul protocollo *gossip* [21], un protocollo di comunicazione usato nelle reti P2P, simile al broadcast, in cui ogni utente seleziona randomicamente i peer vicini a cui inviare un messaggio. Ogni peer effettua la validazione del messaggio che ha ricevuto, verificandone la firma prima di inoltrarlo nuovamente. Ogni utente che genera una nuova transazione, la invia alla rete mediante il protocollo gossip, ed ogni peer che la riceve, la valida e se è ben formata la aggiunge alla lista delle transazioni in attesa. Mediante  $BA\star$ , Algorand conferma le transazioni in attesa.

Ogni round è diviso in due fasi: (1) proposta del nuovo blocco e (2) conferma del blocco mediante  $BA\star$ . In ogni fase viene eseguita una *lotteria crittografica* in cui si selezionano i peer, in modo randomico e sulla base dei loro pesi, che si occuperanno di uno specifico compito all'interno della fase stessa. Ad ogni utente  $i$  è infatti assegnato un peso  $w_i$  sulla base dei soldi che possiede nel proprio conto. Se  $W = \sum_i w_i$  è la somma di tutti i pesi dell'utente, la probabilità che il peer  $i$  è selezionato è proporzionale ad  $w_i/W$ . La selezione è basata sulle Verifiable Random Function (VRF) [30], una funzione che genera un *hash* ed una *proof*. L'*hash* è un numero pseudo-randomico basato su un *seed*, conosciuto da tutta la rete, e su una chiave privata  $sk$ , mentre la *proof* permette di verificare l'hash data la chiave pubblica  $pk$  associata ad  $sk$ . Il sorteggio crittografico è basato sull'Algoritmo 2.1. La selezione di ogni utente è basata sul suo peso  $w$ , e per questo un utente può essere selezionato più di una volta: infatti la variabile  $j$  restituita dalla funzione indica quanti *sotto-utenti* l'utente rappresenta. Ogni unità di Algorand rappresenta un differente *sotto-utente*. Se un utente  $i$  possiede  $w_i$  unità di Algorand,  $i$  possiede  $w_i$  *sotto-utenti* ognuno avente probabilità  $p = \frac{\tau}{W}$  di essere selezionato.  $\tau$  rappresenta il numero atteso di utenti selezionati per un certo ruolo *role*, facenti parte dello stesso comitato. Il ruolo può essere ad esempio quello di proposta del prossimo blocco, oppure di un

---

**Algoritmo 2.1** L'algoritmo utilizzato per la lotteria crittografica in Algorand

---

```

procedure SORTITION( $sk, seed, \tau, role, w, W$ )
   $\langle hash, \pi \rangle \leftarrow \text{VRF}_{sk}(seed \oplus role)$ 
   $p \leftarrow \frac{\tau}{W}$ 
   $j \leftarrow 0$ 
  while  $\frac{hash}{2^{hashlen}} \notin [\sum_{k=0}^j B(k; w, p), \sum_{k=0}^{j+1} B(k; w, p)]$  do
     $j \leftarrow j + 1$ 
  return  $\langle hash, \pi, j \rangle$ 

```

---

comitato di conferma di un blocco. La probabilità che esattamente  $k$  degli  $w$  *sotto-utenti* vengano selezionati è data dalla distribuzione binomiale,  $B(k; w, p) = \binom{w}{k} p^k (1-p)^{w-k}$ , dove  $\sum_{k=0}^w B(k; w, p) = 1$ . L'*hash* determina (grazie al ciclo *while*) il numero di *sotto-utenti*  $j$  selezionati per un utente  $i$ : infatti nel ciclo *while* si seleziona il segmento di lunghezza  $B(j; w, p)$  (a cui corrispondono esattamente  $j$  *sotto-utenti* selezionati tra i  $w$  disponibili) in cui ricade il valore  $\frac{hash}{2^{hashlen}}$ , compreso tra 0 e 1, in cui *hashlen* è la lunghezza in bit dell'*hash*. La Figura ?? visualizza la selezione di  $j$ . Poiché  $B(k_1; n_1, p) + B(k_2; n_2, p) = B(k_1 + k_2; n_1 + n_2, p)$ , un attacco in cui si divide una somma di denaro tra più Sybil non ha alcun effetto. Un attaccante per avere il massimo numero  $j$  di *sotto-utenti* che rappresenta, deve sperare di ottenere un *hash* elevato, che non può però decidere arbitrariamente poiché deve dimostrare di averlo ottenuto. L'unico modo è quello di tentare con più chiavi private  $sk$ , ma il protocollo prevede che  $sk$  sia generata prima della generazione del *seed*. Il seed per il round  $r$  viene generato da ogni utente  $u$  selezionato per la proposta del blocco, come  $\langle seed_r, \pi \rangle \leftarrow \text{VRF}_{sk_u}(seed_{r-1} \oplus r)$ , ed incluso nella proposta di blocco. In questo modo quando al termine del round  $r - 1$  il blocco viene accettato, tutta la rete conosce il nuovo seed. Se il seed non è valido, o si raggiunge il consenso sul blocco vuoto (ovvero non si raggiunge il consenso su un blocco nel round attuale), si seleziona come seed per il round  $r$  il valore  $H(seed_{r-1} \oplus r)$ , dove  $H$  è una funzione hash crittografica.

inserire immagine come <https://miro.medium.com/m...> in cui si inserisce una freccia rappresentate hash / 2\*\*hashlen per far vedere la selezione di j

**Fase 1: proposta del blocco** Ogni utente esegue il sorteggio crittografico in privato e senza scambio di messaggi per determinare se è stato selezionato per proporre il prossimo blocco da aggiungere alla blockchain. Poiché il sorteggio è randomico, gli utenti selezionati saranno più di uno. Ogni utente propone come blocco, quello contenente tutte le transazioni in attesa. Ad ogni blocco è assegnata una priorità in modo da limitare il costo di comunicazione per la trasmissione di blocchi, che potrebbero essere di grandi dimensioni

(ad esempio 1 MB). La priorità viene calcolata nel seguente modo: per ogni *sotto-utente*  $1, \dots, j$  di un utente  $i$ , la priorità del blocco è il massimo hash ottenuto applicando una funzione hash crittografica all'*hash* di output della VRF per  $i$  concatenato all'indice del *sotto-utente*. In questo modo un utente che possiede più soldi ha più probabilità di avere una priorità maggiore degli altri. Ogni utente (che ha il ruolo di proporre il nuovo blocco per il round attuale) invia in rete, mediante il protocollo gossip, un messaggio contenente il blocco proposto, la priorità e la proof ottenuta dalla VRF, per dimostrare il proprio ruolo e la priorità ottenuta. Ogni altro utente smette di ritrasmettere il blocco se questo ha una priorità più bassa rispetto a quelli che ha ricevuto precedentemente all'interno del round. Infine, ogni utente deve attendere un certo periodo di tempo in cui riceve le proposte di blocco: è chiaro che attendere meno tempo di quello che servirebbe significherebbe o non ricevere alcun blocco, o ricevere un blocco che potrebbe non essere quello a più alta priorità. Nel primo caso la fase 2 sarebbe inizializzata con un blocco vuoto. Se invece si attenderebbe più tempo di quello che effettivamente possa servire, si avrebbe solo un degradamento delle performance. Il team di Algorand assicura che in entrambi i casi il consenso si possa raggiungere, e che questo impatti solo sulle performance. Risultati sperimentali, indicano che il tempo di attesa migliore sia di circa 5 secondi.

**Fase 2: consenso mediante  $BA^\star$**  La seconda fase è quella in cui si raggiunge il consenso su un singolo blocco da aggiungere alla blockchain, mediante  $BA^\star$ . Questa fase è divisa in step: ogni step viene selezionato un nuovo comitato tramite sorteggio crittografico. Per raggiungere il consenso, infatti, non è necessario alcun stato, se non una chiave privata, per cui è possibile creare un comitato ad ogni step, per evitare attacchi da utenti malevoli, che scoprono l'identità dei membri del comitato. Ogni membro, in ogni step, propone il blocco (inviando oltre il blocco, anche la proof di selezione nel comitato), inizializzato con quello a priorità massima, e si contano i voti ottenuti per ogni proposta, finché non si raggiunge una certa soglia, e quindi un consenso. In particolare  $BA^\star$  raggiunge due tipi di consenso: *final*, in cui ogni altro utente che ha raggiunto un consenso *final* o *tentative*, lo ha raggiunto su uno stesso blocco, e *tentative*, in cui tutti gli altri utenti hanno raggiunto un consenso *tentative* su blocchi differenti. Quest'ultimo caso si può verificare quando ci sono partizionamenti su rete. Tutte le transazioni in un blocco *final* sono confermate, mentre le transazioni in un blocco *tentative* sono confermate solo se uno dei blocchi successivi è *final*. Se tutti gli utenti onesti propongono lo stesso blocco iniziale,  $BA^\star$  raggiunge un consenso in soli 4 step, mentre nel caso in cui un utente malevolo sia particolarmente

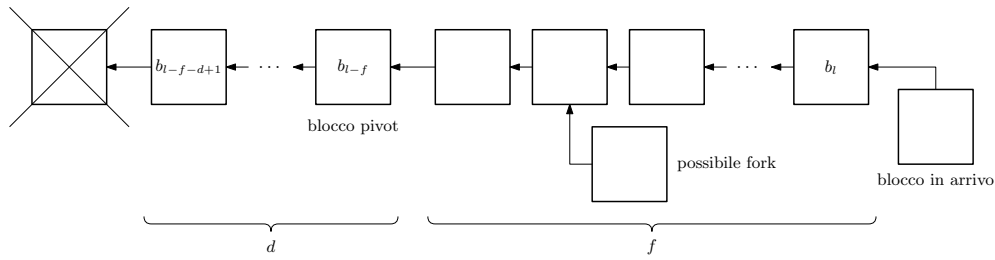
fortunato, il consenso si raggiunge in non più di 13 step [10].

## 2.2 Disaccoppiamento della validazione dallo storage

In *Bernardini et al.* [3] viene affrontato un aspetto pratico in ambito blockchain: indipendentemente dal tipo di tecnologia e algoritmo di consenso utilizzato, quando un nuovo nodo entra a far parte della rete, il tempo speso per la prima sincronizzazione è molto elevato, e dipende dalla banda della rete e dalla velocità di scrittura dei dispositivi di storage. Ad esempio, in Bitcoin [31] ed Ethereum [49], le tecnologie di blockchain più utilizzate ad oggi, richiedono un download iniziale di 200 [46] e 280 GB [14], rispettivamente, equivalenti ad un tempo che varia tra un giorno e una settimana. Il lavoro mostra come ogni nodo con il ruolo di validazione, sia in grado di svolgere il proprio lavoro mantenendo memoria solo degli ultimi blocchi, senza alcun impatto sulla sicurezza della blockchain. È quindi compito del creatore della transazione fornire i dati utili alla validazione, ottenuti da uno storage *non-fidato*, corredati da una proof ottenuta dalla struttura dati autenticata. In particolare, lo storage è realizzato mediante una Distributed Hash Table (DHT), in cui ogni nodo è responsabile solo di una parte dell'intero stato memorizzato dalla blockchain. Questo porta ad un disaccoppiamento tra il ruolo di storage e quello di validazione; in altre parole, non è più necessario che un nodo con il ruolo di validazione debba memorizzare l'intero stato. In questo modo, da una parte qualunque nodo può svolgere il ruolo di validazione senza dover attendere il download di una grande quantità di dati, e dall'altra è possibile mettere a disposizione della DHT, e quindi per il ruolo di storage, uno spazio di qualsiasi dimensione a discrezione del nodo.

Ogni nodo può avere i seguenti ruoli: *storage* e *validazione*.

**Ruolo di storage** Un nodo con il ruolo di storage è sostanzialmente un nodo di una DHT. L'intera DHT memorizza l'intero stato della blockchain, e risponde all'elemento di stato  $e$  con il valore  $v$ . Ogni nodo della DHT memorizza solo una parte dello stato: se un nodo  $N$  memorizza il valore  $v$  associato ad  $e$ , si dice che  $N$  è *autorità* di  $e$ . Poiché lo storage è parte *non-fidata*, viene aggiunto un Merkle Tree (vedi Paragrafo 1.4). Un Merkle Tree per tutti gli elementi di stato  $e$ , esiste solo da un punto di vista logico: ogni nodo nella DHT, infatti, memorizza un ADS *potato*, comprendente solo gli elementi di stato per cui è autorità, denominata *pADS*. Il pADS è relativo allo stato ottenuto applicando le transazioni contenute in un blocco



**Figura 2.1:** Blockchain troncata: un nodo memorizza solo gli ultimi  $d+f$  blocchi. Fonte [3]

$b_i$ , denominato *blocco pivot*, della blockchain. Alla ricezione di una query su un elemento di stato  $e$ , risponde il nodo  $N$  autorità di  $e$ , con il valore  $v$  corrispondente ad  $e$ , la proof  $p$  ottenuta dalla pADS e l'indice del blocco pivot di  $N_e$ . In uno scenario reale, a causa del ritardo di propagazione dei messaggi su rete, in uno stesso momento ogni nodo può avere una visione dello stato differente. Di conseguenza, un nodo che crea una transazione che coinvolge diversi elementi di stato  $e$ , può ricevere dei valori  $v$  associati ad  $e$  non allineati allo stesso blocco pivot, in altre parole con un indice differente.

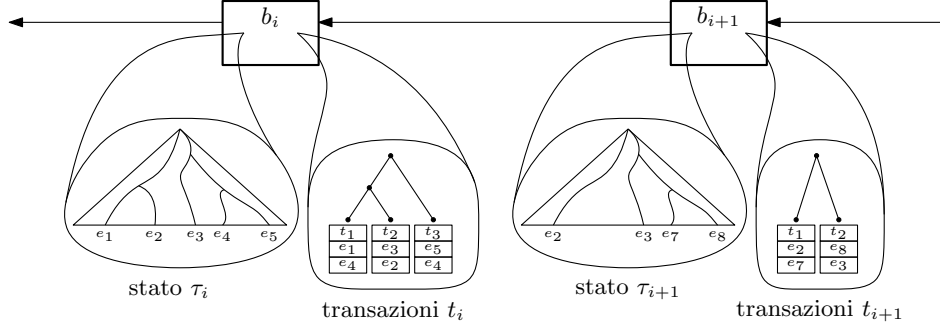
**Creazione di una transazione** Durante la creazione di una transazione da parte di un nodo  $N_c$  della rete, è responsabilità di  $N_c$  fornire tutti i dati necessari affinché la transazione possa essere validata. Una transazione coinvolge degli elementi di stato, il cui insieme è denominato  $E$ . Per ogni  $e \in E$ ,  $N_c$  effettua una query alla DHT, ottenendo dal nodo  $N_a$  autorità di  $e$  la tupla  $\delta_i(e) = \langle v, p, i \rangle$ , dove  $v$  è il valore associato ad  $e$ ,  $p$  la proof associata ad  $e$  ottenuta dalla pADS di  $N_a$  e  $i$  l'indice del blocco pivot di  $N_a$ .

**Ruolo di validazione** Un nodo con il ruolo di validazione valida le nuove transazioni e genera il prossimo blocco da inserire in blockchain. Le transazioni generate con riferimento al paragrafo precedente, vengono ricevute e memorizzate in un pool di transazioni in attesa. Ogni nodo memorizza solamente gli ultimi  $d+f$  blocchi che riceve (vedi Figura 2.1), formando una *blockchain troncata*  $\Lambda_N$ . A causa dei ritardi di propagazione,  $\Lambda_N$  è in generale diversa per i nodi della rete, ma si suppone che ogni fork sia al massimo lungo  $f$ , per cui i blocchi a profondità maggiore di  $f$  non vengono sicuramente eliminati durante una fork resolution.

In questo caso si sceglie come blocco pivot  $b_{l-f}$ , dove  $l$  è l'indice dell'ultimo blocco in  $\Lambda_N$ . Ogni blocco  $b_i \in \Lambda_N$  oltre a contenere le transazioni confermate, in una struttura dati autenticata come le altre blockchain (ad esempio Bitcoin), include anche il pADS  $\tau_i$ , che rappresenta lo stato prima

forse definire fork resolution quando si parla della fork nel capitolo 1





**Figura 2.2:** *Contenuto di un blocco. Ognuno blocco  $b_i$  contiene le transazioni confermate  $t_i$  e il Merkle Tree potato  $\tau_i$  contenente solo le foglie degli elementi di stato modificati in  $t_i$ . Fonte [3]*

dell'applicazione delle transazioni in  $b_i$ , che coinvolge solo gli elementi di stato  $E_i$  modificati dalle transazioni in  $b_i$ , il resto è potato, come rappresentato in Figura 2.2. Si denota inoltre  $\pi_i$  il pADS ottenuto da  $\tau_i$  applicando le transazioni in  $b_i$ :  $\pi_i$  non necessita di essere memorizzato e può essere calcolato *al volo* quando è necessario.

Per la creazione del prossimo blocco  $b_{l+1}$  da inserire in blockchain, vengono selezionate tutte le transazioni in attesa dal pool di transazioni. Per ogni elemento di stato  $e \in E_{l+1}$ , si verifica l'integrità di  $\delta_i(e) = \langle v, p, i \rangle$ , imponendo  $i \geq l - f - d + 1$  (in caso contrario la transazione sarebbe troppo vecchia), e comparando il root-hash calcolato da  $p$  e da  $v$ , secondo quanto descritto nel Paragrafo 1.4, con il root-hash di  $\tau_i$  contenuto nel blocco  $i$ . Se una delle due condizioni non è valida, le transazioni che coinvolgono quell'elemento di stato vengono scartate. Per il calcolo di  $\tau = \tau_{l+1}$ , rappresentante lo stato prima dell'applicazione delle transazioni nel futuro blocco  $b_{l+1}$  si procede secondo l'Algoritmo 2.2. Sia  $\delta$  la lista contenente tutte le  $\delta_i(e)$  per ogni  $e \in E_{l+1}$ . Inizialmente si effettua un merge delle proof contenute in  $P$ , ottenuta estraendole da  $\delta$ , considerando solo la topologia e non gli hash. Poi si itera partendo da  $x = l$  decrementandola fino all'indice del blocco più vecchio, eseguendo per ogni iterazione le seguenti operazioni: (1) si riempiono i nodi di  $\tau$  ancora vuoti con  $\pi_x$ , e (2) la stessa cosa con  $\delta_x$ , mediante la procedura *fillEmpty*. La procedura si ripete finché  $\tau$  non è pieno. La correttezza di *computeState* è data dal fatto che si dà precedenza ai nodi più aggiornati nel tempo, mentre gli hash non presenti in  $\pi_x$ , poiché gli elementi di stato relativi non sono stati modificati nelle transazioni contenute nel blocco  $b_x$ , sono ottenuti da  $\delta_x$ . A questo punto, dopo aver ottenuto lo stato attuale  $\tau_{l+1}$  si verifica che ogni transazione  $t$  da includere nel blocco rispetta le regole di consenso (ad esempio, non effettua double spending) e la inserisce in  $b_{l+1}$ .

Si esegue l'algoritmo di consenso distribuito e si invia in broadcast il nuovo blocco.

---

**Algoritmo 2.2** Calcolo di  $\tau$ 


---

```

procedure COMPUTEState( $\delta$ )
   $P \leftarrow \text{MAP}(\text{snd}, \delta)$ 
   $\tau \leftarrow \text{TOPOLOGICALMERGE}(P)$ 
  for  $x \leftarrow l$  down to  $l - f - d + 1$  do
    FILLEMPTY( $\tau, \pi_x$ )
    FILLEMPTY( $\tau, \delta_x$ )
    if ISFULL( $\tau$ ) then
      break
  return  $\tau$ 

```

---

Alla ricezione del nuovo blocco  $b_{l+1}$  un nodo confronta il root-hash ottenuto da  $\pi_l$  con il root-hash di  $\tau_{l+1}$ . Ogni transazione  $t \in b_{l+1}$  viene validata secondo le regole di consenso, utilizzando  $\tau_{l+1}$ . Se tutte le regole di consenso sono rispettate,  $b_{l+1}$  viene inserito, mentre  $b_{l-d-f+1}$  viene rimosso da  $\Lambda_N$ . Il nuovo pivot diventa  $b_{l-f+1}$  ed i nodi di storage applicano le transazioni contenute in  $b_{l-f+1}$  a  $\tau_{l-f+1}$ , aggiornando autonomamente le proprie pADS.

## 2.3 Sharding

Un'altra proposta in letteratura per risolvere il blockchain scalability trilemma è lo *sharding*, una tecnica impiegata nei database distribuiti, che consiste nel partizionare lo stato della blockchain in molteplici *shard*, gestite in parallelo da differenti sottoinsiemi di nodi, in modo da ridurre l'overhead dei protocolli di consenso e consentire un processamento delle transazioni parallelo tra i vari shard, aumentando il throughput complessivo del sistema e diminuendo il tempo di conferma di una transazione. Esempi di blockchain che utilizzano questa tecnica sono Elastic [26], OmniLedger [23] e RapidChain [52].

I protocolli che fanno uso dello sharding in ambito database hanno l'obiettivo di migliorare le performance in ambiente distribuito [7, 11]. Tuttavia essi non possono essere estesi alle blockchain, poiché gli ambiti di impiego sono opposti: mentre nei database, si assume come modello di fallimento quello secondo cui un nodo può non rispondere a richieste o per un problema hardware (come ad esempio, assenza di corrente elettrica, problemi di rete, danneggiamento di hard disk) o per un problema software (ad esempio per un crash del programma), in ambito blockchain l'ambiente di esecuzione

ne è più ostile. Infatti i nodi, oltre che danneggiarsi, possono adoperare comportamenti malevoli.

Gli aspetti fondamentali di una blockchain sharded che ne garantiscono correttezza e sicurezza sono: (1) selezione periodica e randomica dei nodi che compongono una shard con metodologie resilienti ad attacchi di tipo Sybil, e (2) gestione delle transazioni *cross-shard*, in cui gli input ed output riguardano due o più shard.

**Modello di riferimento** In OmniLedger, la rete è composta da  $n$  *validatori*, con il compito di processare le transazioni generate dagli utenti del sistema. Gli  $n$  validatori sono uniformemente distribuiti tra  $m$  shard, i quali processano solo una parte delle nuove transazioni. Denotato  $s_i$  ed  $s_j$  le transazioni processate dagli shard  $i$  e  $j$  rispettivamente, con  $i, j \in \{1, \dots, m\}$ , e  $i \neq j$ ,  $s_i$  ed  $s_j$  sono due insiemi disgiunti. Ogni validatore  $i$  ha una coppia chiave pubblica  $pk_i$  e privata  $sk_i$ . Il tempo è suddiviso in intervalli di tempo fissi tra i quali avvengono delle riconfigurazioni degli shard, denominati *epoche*. Ogni epoca è composta da un certo numero di *round* nei quali ogni shard processa le transazioni di cui è responsabile. Per partecipare all'epoca  $e$ , un validatore deve registrarsi entro la fine dell'epoca  $e - 1$ , secondo un procedimento che stabilisca la sua identità resiliente ad attacchi Sybil. Esiste infatti una blockchain che contiene le identità di tutti i validatori registrati. Infine si denota con  $f$  il numero di validatori Bizantini, tale che  $n = 4f$ , ovvero al massimo il 25% dei validatori è malevolo. Il modello di RapidChain è simile, con  $f \leq 33\%$ .

**Formazione di uno shard** La formazione degli shard di cui è composta la rete, affinché sia sicura, viene effettuata randomicamente, sulla base di un numero random senza alcun bias e imprevedibile. Mentre alcuni sistemi utilizzano un *beacon* fidato per la generazione di numeri random, altri, come OmniLedger e RapidChain, si basano su un generatore di numeri casuali distribuito. Il primo si basa sulla combinazione del protocollo RandHound [40] e VRF [30], mentre il secondo si basa su Verifiable Secret Sharing (VSS) [32]. RandHound si affida ad un leader per l'orchestrazione del protocollo: se la sua elezione fosse deterministica, un utente malevolo può sfruttare la situazione a proprio vantaggio e portare fino a  $fn$  fallimenti. La selezione è quindi randomica, mediante l'uso della VRF. Ogni validatore  $i$  genera un valore  $t_{i,e,v} = \text{VRF}_{sk_i}(\text{"leader"} || \text{config}_e || v)$ , dove  $\text{config}_e$  è la lista contenente tutti i validatori registrati per l'epoca  $e$  e  $v$  è un contatore. Ogni validatore invia il proprio  $t_{i,e,v}$ , selezionando il minore che riceve e accettando il corrispondente come leader. Se il leader fallisce nell'iniziare la procedura di

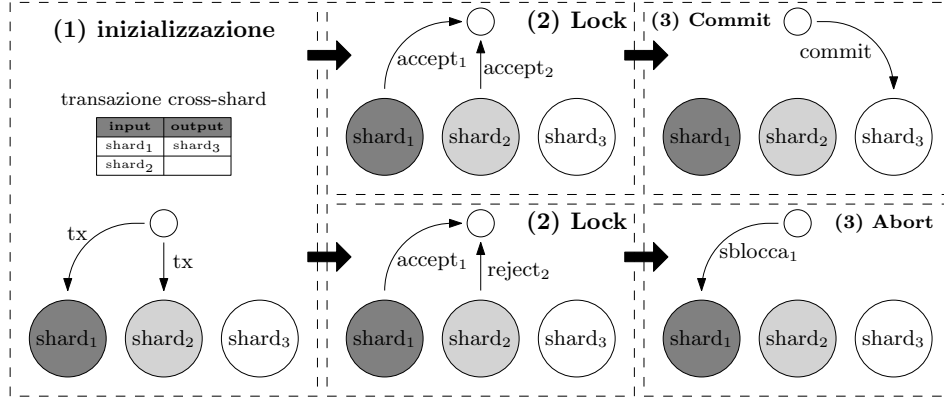
citare sistemi sharded con beacon per generazione numeri random

RandHound,  $v$  viene incrementato e riparte la selezione. Il leader genera mediante RandHound ed invia in broadcast a tutti i validatori un numero random  $rnd_e$  insieme alla sua prova di correttezza.  $rnd_e$  verrà utilizzato da ogni validatore per determinare lo shard a cui è stato assegnato. Dal punto di vista della sicurezza, un utente malevolo può essere selezionato come leader. Egli può scegliere di cooperare al protocollo, oppure di fallire, venendo escluso per tutta l'epoca  $e$ . Si noti che non può generare più numeri casuali e proporre quello che più lo soddisfa (ad esempio, un numero tale che porti ad una permutazione in cui tutti i nodi malevoli sono in uno shard), poiché questo dipende da  $v$ . Infine, la probabilità che un utente onesto sia selezionato dopo che un utente malevolo abbia vinto la lotteria, è molto alta, poiché la probabilità che l'utente malevolo sia selezionato  $a$  volte di fila, decresce esponenzialmente con  $a$ , secondo  $(f/n)^a$ . Per diminuire l'impatto di attacchi del tipo *join-leave*, in cui un utente malevolo che entra a far parte di uno shard si disconnette durante l'epoca  $e$ , viene effettuato uno swap periodico dei nodi tra uno shard e l'altro, spostando solamente  $k = \log \frac{n}{m}$  nodi alla volta, per diminuire l'overhead necessario alla risincronizzazione dei nodi che cambiano shard. La risincronizzazione consiste nel download della blockchain dello shard. Per ridurre la dimensione si può attuare un meccanismo di potatura/checkpoint come in [3, 23, 24]. In RapidChain, un nodo scarica solo l'insieme delle *unspent transaction* (UTXO) di uno shard, sufficienti a verificare le future transazioni.

**Comunicazione cross-shard** Lo sharding permette di ridurre lo spazio richiesto dalla blockchain, ma allo stesso tempo aumenta la difficoltà della verifica delle transazioni, perché gli input e gli output possono risiedere su shard differenti. Sia  $t$  la transazione generata da un utente.  $t$  ha un numero  $N$  di input  $I_1, \dots, I_N$  e un output  $O$ . Senza perdita di generalità, si può considerare che ad ogni input corrisponda un unico shard. Quindi, si denotano gli shard di input ed output con  $C_{in}^j$ , tale che  $j \in \{1, \dots, N\}$ , e con  $C_{out}$ , rispettivamente. In OmniLedger, per processare ogni transazione  $t$  in modo atomico tra shard, si utilizza un protocollo denominato *Byzantine Shard Atomic Commit*, al cui termine  $t$  è o confermata o abortita. Il protocollo è formato da 3 step (vedi Figura 2.3):

da rivedere la frase, forse non si capisce bene

1. **Inizializzazione:** il client  $c$  invia  $t$  a tutte i  $C_{in}^j$  per ogni input  $j$   $I_j$  in  $t$ .
2. **Lock:** Ogni leader di  $C_{in}^i$  verifica la validità della transazione, ovvero se l'input di cui è responsabile  $C_{in}^i$  è spendibile. Se la transazione è valida, il leader imposta la UTXO associata come spesa (quindi bloccata), ed



**Figura 2.3:** Processamento di una transazione cross-shard in Omniledger. Fonte [23]

invia a *c* una *proof-of-acceptance*, ovvero una proof di un Merkle Tree del blocco in cui la transazione è stata inserita. Se non è valida, *c* riceve una *proof-of-rejection*.

3. **Unlock:** in base alla precedente fase il client può confermare o abortire la transazione:
  - (a) **Unlock to commit:** se tutti i  $C_{in}^i$  rispondono con una *proof-of-acceptance*, *c* può confermare la transazione. Crea quindi una transazione *unlock-to-commit* destinata a  $C_{out}$  contenente tutte le *proof-of-acceptance* per ogni input e  $C_{out}$  crea una nuova UTXO destinata all'output di *t*;
  - (b) **Unlock to abort:** se riceve almeno una *proof-of-rejection*, *c* può richiedere di sbloccare le UTXO per gli input  $I'_j$  per i quali ha ricevuto una *proof-of-acceptance*. *c* crea quindi una transazione *unlock-to-abort* dove inserisce almeno una *proof-of-rejection* per un input in modo tale da sbloccare la UTXO associata.

Questa soluzione non richiede una comunicazione inter-sharding, ma genera un grande overhead di comunicazione dovuta ad ogni proof generata per ogni input della transazione *t*. Inoltre, un altro aspetto negativo è che richiede del lavoro aggiuntivo, rispetto alla semplice e sola creazione di una transazione, al client, rendendolo più difficile da utilizzare per dispositivi semplici, come quelli IoT.

RapidChain risolve questo problema nel modo seguente. L'utente che crea  $t$ , invia  $t$  a  $C_{out}$ <sup>1</sup>. Il leader di  $C_{out}$  per ogni input  $I_j$  di  $t$ , genera una transazione  $t_i$  con input  $I_j$  ed output  $I'_j$ , con  $|I_j| = |I'_j|$  (con lo stesso valore) e  $I'_j$  è diretta sul conto di  $C_{out}$ . Infine genera la transazione  $t_{N+1}$ , avente input  $I'_j$ , con  $j \in \{1, \dots, N\}$  e output  $O$ . Il leader invia  $t_i$  ad ogni  $C_{in}^i$  e se  $t_i$  è confermata,  $C_{in}^i$  invia  $I'_i$  a  $C_{out}$ . Se tutte le transazioni  $t_i$ , con  $i \in \{1, \dots, N\}$  sono confermate, allora  $C_{out}$  inserisce  $t_{N+1}$  nella propria blockchain.

Sebbene lo sharding possa rappresentare una soluzione alla scalabilità, in modo da migliorare l'utilizzo dell'hash power complessivo della rete e ridurre l'overhead di storage per la memorizzazione dell'intero stato della blockchain, la sicurezza può essere un problema: è più facile per un attaccante prendere il controllo di una singola shard, a causa del ridotto numero di partecipanti presenti nello shard stesso, secondo l'attacco noto in letteratura come *1% attack*, o *single-shard takeover attack* [9]. Secondo questo attacco, per una rete composta da  $m = 100$  shard, ad un attaccante è necessario solo l'1% dell'hash power totale per attuare i suoi comportamenti malevoli, come quelli descritti nel Paragrafo 1.2.4.

---

<sup>1</sup>secondo un meccanismo di *inter-committee routing* molto efficiente basato sull'algoritmo di routing di Kademlia [27]

# Capitolo 3

## Una soluzione scalabile

### 3.1 Problematiche in approcci correnti

I sistemi correnti presentano aspetti che rendono le blockchain non scalabili. In particolare le tre criticità individuate sono:

1. le nuove transazioni vengono inviate in broadcast a tutti i nodi della rete;
2. ogni nuovo blocco è ricevuto da tutti i nodi;
3. esiste un insieme dei nodi che processano tutte le nuove transazioni da includere nel prossimo blocco.

Questi aspetti implicano che per poter processare un quantitativo di transazioni maggiori, si deve aumentare proporzionalmente la capacità computazionale e la banda dei singoli nodi (scalabilità *verticale*). È preferibile invece una scalabilità *orizzontale*, si può far fronte all'aumento di transazioni da processare aggiungendo nuovi nodi alla rete.

Nella presente tesi, l'obiettivo è quello di progettare un'architettura che affronti i tre problemi prima menzionati, tralasciando gli aspetti legati alla scalabilità del protocollo di consenso distribuito. Infatti i tre aspetti sono del tutto indipendenti da quest'ultimo e sono rilevanti anche per protocolli di consenso *light* [35]. Si tralasciano gli aspetti legati allo storage dello stato della blockchain, poiché affrontato in altri lavori, come presentato nel Paragrafo 2.2.

In letteratura, alcune proposte di architettura scalabile introducono lo *sharding*, descritto nel Paragrafo 2.3. Tuttavia, come si è visto, assicurare l'atomicità delle transazioni è impegnativo in contesti in cui queste riguardano più shard (transazioni *cross-shard*), che richiedono tecniche simili al 2PC

o creazione di ulteriori transazioni per ogni input presenta in quella originaria. Altra criticità, più importante, riguarda la sicurezza: le shard piccole permettono all'architettura di scalare, ma sono meno sicure rispetto a quelle più grandi.

## 3.2 Aspetti centrali e definizioni di base

Per semplicità si assume che la blockchain realizzi un sistema di criptovalute, in cui ad ogni *indirizzo* (o *conto*) è associato un saldo non negativo e le transazioni spostano del valore monetario da un conto all'altro, modificando di conseguenza il saldo su entrambi gli indirizzi.

Si definiscono *transazioni candidate*, le transazioni generate dagli utenti ma ancora non processate dalla blockchain. Una transazione è *confermata*, o *accettata* se è stata processata dalla blockchain ed è inclusa in un blocco.

L'insieme delle transazioni candidate rappresenta il carico della blockchain, identificato dalla frequenza misurata in transazioni al secondo. Si assume che, il carico delle transazioni candidate sia distribuito uniformemente sullo spazio degli indirizzi. Il tempo impiegato a confermare una transazione candidata è denominato *latenza*. Si definisce *throughput massimo* della blockchain la massima frequenza delle transazioni candidate che è possibile confermare con latenza limitata. Quando il carico è minore *massimo throughput* si dice che il sistema è *well-provisioned*. Si dice che un'architettura blockchain *scala* se, partendo da una blockchain *well-provisioned*, la blockchain rimane *well-provisioned* incrementando proporzionalmente carico e nodi nella rete.

Per i problemi presentati precedentemente, il *blocco* dell'architettura proposta non è come quello delle soluzioni comuni, in cui sono memorizzate le transazioni confermate dai miner. Infatti in quest'ultimo caso la dimensione del blocco dipende dal numero di transazioni confermate e quindi dal carico generato dalla rete. Questo ovviamente è un problema di scalabilità, per cui la dimensione del blocco è costante e contiene solamente l'hash del blocco precedente e l'hash dello stato della blockchain dopo l'applicazione delle transazioni del blocco. Per cui, il blocco può esser visto come l'header del blocco delle soluzioni tradizionali. L'hash dello stato è ottenuto dal root-hash del Merkle Tree dello stato, per cui è chiamato *state root-hash*.

L'intera architettura, per ragioni di scalabilità, è organizzata secondo una *pipeline*, in cui ogni operazione è eseguita in diversi *stage*. Il tempo è inoltre suddiviso in *round*, numerati sequenzialmente. In ogni round ogni nodo può partecipare alla conferma delle nuove transazioni oppure alla creazione del



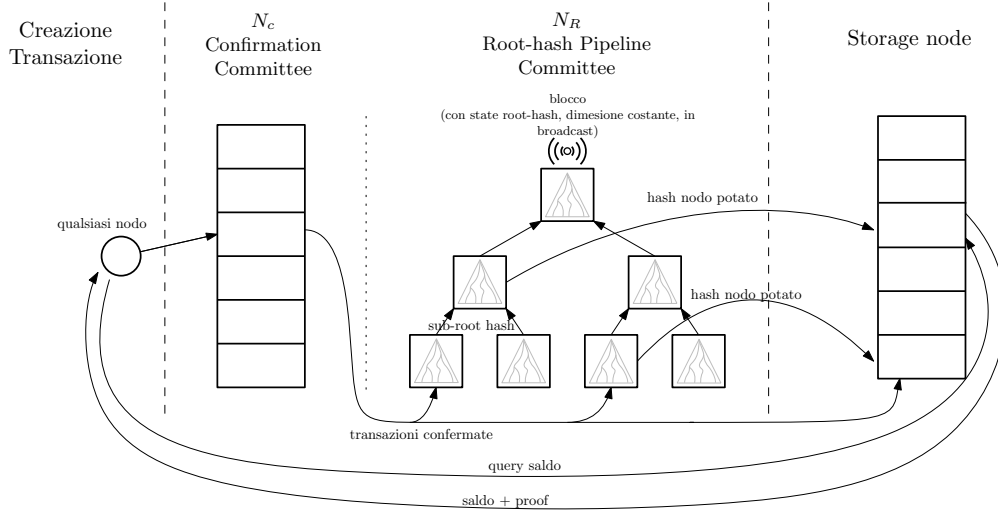
nuovo blocco. L'ultimo stage della pipeline corrisponde alla creazione del nuovo blocco, inviato in broadcast a tutti i nodi della rete.

Le operazioni vengono eseguite da un certo numero di *comitati*, che lavorano insieme per la validazione e conferma delle nuove transazioni e per la creazione del corrispettivo blocco per ogni round. Ogni comitato è formato da un numero di *membri*, che è costante, come si vedrà in seguito, anche all'aumentare dei nodi sulla rete. È importante, per problemi di sicurezza, che i membri di ogni comitato, come nell'approccio sharded (vedi Paragrafo 2.3), siano selezionati in modo randomico e cambiati regolarmente, per esempio ad ogni round. Un approccio può essere quello proposto da Algorand [17], utilizzando un approccio basato su VRF [30]. I comitati cooperano quindi alla conferma e creazione del nuovo blocco, comunicando mediante un meccanismo di comunicazione *inter-committee*, discusso in seguito. Ogni comitato svolge il proprio ruolo durante uno stadio e invia il risultato del lavoro ai membri dei comitati dei successivi round/stadio.

Si denota con  $B_i$  il blocco prodotto come output dell'ultimo stadio nel round  $i$ , mentre con  $B^i$  si denota il blocco che contiene le transazioni che entrano nella pipeline nel round  $i$ . Se la pipeline ha  $q$  stadi, le transazioni che entrano nella pipeline al round  $i$ , e che sono accettate, faranno parte del blocco prodotto dal comitato dell'ultimo stadio al round  $i + q - 1$ . Quindi,  $B^i = B_{i+q-1}$ . Le transazioni confermate in  $B_i$  saranno visibili a tutti i nodi della rete a partire dall'inizio del round  $i + q$ .

Differentemente da altre sistemi visti nei precedenti paragrafi, l'intero stato della blockchain non viene memorizzato da ogni nodo, non solo per le eccessive dimensioni richieste che aumentano nel tempo, ma anche perché richiede un processamento da parte di ogni nodo proporzionale al carico. Come è stato descritto nel Paragrafo 2.2, un nodo può creare e partecipare alla conferma di un insieme di transazioni anche senza dover memorizzare l'intero stato. Infatti, esso è memorizzato in una DHT, dove ogni nodo, denominato *storage node*, ne memorizza solo una parte, quello per cui è *autorità*. Sulla DHT è costruito un Merkle Tree  $W$  *virtuale* sull'intero spazio degli indirizzi, in cui ogni foglia è un indirizzo. Gli storage node memorizzando solo una parte dello stato, ovvero un sottoinsieme degli indirizzi, posseggono solo una parte di  $W$ , che è potato e ha per foglie gli indirizzi per cui esso è *autorità*.

Come descritto nel Paragrafo 2.2, un nodo  $n$  che crea una transazione ha la responsabilità di fornire le prove crittografiche dei conti associati agli indirizzi che sono coinvolti nella transazione e che la stessa modifica.  $n$  ottiene le prove crittografiche dagli storage node autorità per gli indirizzi coinvolti nella nuova transazione. Poiché ogni storage node possiede una versione potato del Merkle Tree  $W$ , può fornire tali prove per gli indirizzi che memorizza. Tuttavia i conti e le rispettive prove sono indietro nel tempo



**Figura 3.1:** Flusso delle informazioni dell'architettura proposta.

rispetto a quando verranno confermate dagli opportuni comitati. Si dice quindi che una proof  $p$  è *relativa* ad uno stato della blockchain ottenuto applicando le transazioni nel blocco  $B$ , intendendo che è valida rispetto allo state root-hash contenuto nel blocco  $B$ . In modo più semplice, si può dire che  $p$  è relativa a  $B$ . Ogni nodo della rete, memorizza solo gli ultimi  $d$  blocchi che ha ricevuto, per cui possiede i blocchi  $B_{i-1} = B^{i-q}, \dots, B_{i-d} = B^{i-q-d+1}$ . Quindi, una proof  $p$  relativa a  $B_j$  è considerata *scaduta* al round  $i$ , se  $i > j+d$ .

Poiché nel round  $i$  l'ultimo blocco disponibile è  $B_{i-1}$ , uno storage node per ogni indirizzo richiesto, risponde con uno stato ed una proof relativa a  $B_{i-1}$ . Inoltre, visto che nel modello, senza perdere di generalità, un nodo impiega un round per ottenere tutte le proof relative agli elementi di stato coinvolti in una nuova transazione, affinché i comitati del primo stadio della pipeline possano validare le proof relative ai conti coinvolti nelle transazioni,  $d \geq 2$ .

Infine si assume che non ci siano problemi di rete, per cui ogni nodo riceve tutti i messaggi inviati da un nodo sorgente.

### 3.3 Architettura e ruolo dei comitati

In questo paragrafo è descritta l'architettura e il ruolo di ogni comitato dal momento in cui un nodo crea una transazione, fino alla sua conferma. La Figura 3.1 mostra l'architettura e il flusso di informazioni scambiate tra i comitati.

Ogni nodo può creare una transazione. Come descritto nel paragrafo precedente, una nuova transazione deve contenere il saldo dei conti associati e le proof di integrità relative, ottenute durante il round precedente dagli storage node autorità per gli elementi di stato coinvolti nella transazione. Le nuove transazioni (candidate) non sono inviate in broadcast come nelle soluzioni tradizionali, ma ad un ristretto numero di nodi.

Il ruolo di validazione e conferma delle nuove transazioni è eseguito dai *Confirmation Committee* (CC). Ogni CC è denotato con  $C_k$ , con  $k = 1, \dots, N_c$ , dove  $N_c$  è il numero di CC. Quando è importante, si denota con  $C_k^i$  il  $k$ -esimo Confirmation Committee relativo al round  $i$ . Come detto prima, per motivi di sicurezza, ogni Confirmation Committee tra un round e l'altro è formato da membri differenti. Il nodo che crea la transazione  $t$ , la invia a  $C_k^i$  tale che  $k = \text{hash}(t_s) \bmod N_c$ , dove  $t_s$  è la sorgente della transazione  $t$ , e si dice che  $C_k^i$  è *responsabile* per  $t$ . Ogni nuova transazione  $t$  è ricevuta da  $C_k^i$  prima del round dell'inizio del round  $i$ , in modo tale che  $C_k^i$  possa processare  $t$  durante il round  $i$ . L'insieme di transazioni per cui  $C_k^i$  è responsabile è denotato  $P(C_k^i)$ . Si denota con  $P^i = \cup_k P(C_k^i)$  l'insieme di tutte le transazioni processate da tutti i Confirmation Committee nel round  $i$ . Il risultato di un  $C_k^i$  è una lista di transazioni validate e confermate denotato  $A_k^i$ , con  $A_k^i \subseteq P(C_k^i)$ .

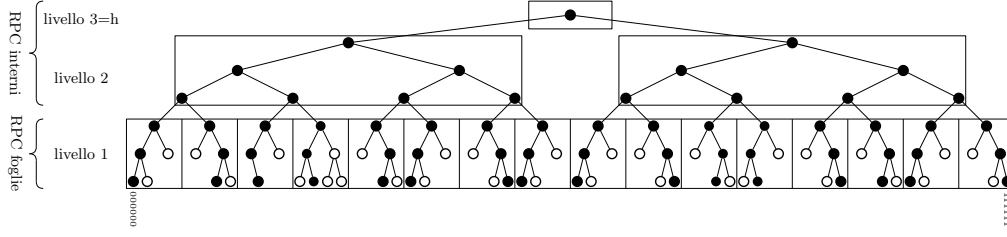
$C_k^i$ , affinché possa validare correttamente le transazioni, per ogni transazione  $t$  ottiene il saldo associato a  $B^{i-1}$ , in modo da verificare che  $t_s$  non diventi negativo applicando la transazione  $t$ . Poiché le proof fornite in  $t$  sono relative a  $B_{i-2} = B^{i-q-1}$ , esse sono troppo vecchie. Infatti, i conti associati potrebbero essere stati modificati negli ultimi  $q$  round, i cui blocchi non sono ancora disponibili (perché la loro creazione è ancora in corso dalla pipeline). Quindi, ogni  $C_k^i$  deve conoscere le transazioni confermate, e quindi i cambiamenti allo stato, dai Confirmation Committee dei round precedenti  $C_k^{i-q}, \dots, C_k^{i-1}$ , ovvero  $A_k^{i-q}, \dots, A_k^{i-1}$ . Queste transazioni devono essere utilizzate per aggiornare tutti i conti associati alle transazioni in  $P(C_k^i)$  per ottenere lo stato di  $B^{i-1}$ . Questo processo è chiamato *time-updating*.

Ogni  $C_k^i$  esegue il seguente algoritmo, tramite un protocollo di consenso:

#### Algoritmo 1 (Comportamento dei Confirmation Committee)

1. Verifica che ogni transazione in  $P(C_k^i)$  rispetti le regole sintattiche e le proof non sono scadute. Non accetta le transazioni che non passano queste verifiche, generando  $P'(C_k^i) \subseteq P(C_k^i)$ .
2. Seleziona una permutazione  $\bar{T}$  di  $P'(C_k^i)$ .

cambiare  
stile  
scrittura



**Figura 3.2:** Merkle Tree  $W$  dello stato diviso tra gli RPC. I nodi bianchi sono potati.

3. Sia  $\tilde{T}$  la concatenazione di  $A_k^{i-q}, \dots, A_k^{i-1}$ . Per ogni sorgente nelle transazioni in  $\tilde{T}$ , considera l'ultimo saldo tra i conti delle transazioni in  $\tilde{T}$  e i conti forniti dalle proof delle transazioni in  $\tilde{T}$ .
4. Esegui le transazioni in  $\tilde{T}$  e verifica che il saldo risultante di ogni transazione non scenda sotto-zero. Le transazioni che non rispettano questa regola sono scartate. Il risultato è la lista  $A_k^i$  ottenuto da  $\tilde{T}$  dove le transazioni scartate sono omesse.

Le transazioni in  $A_k^i$  si considerano *confermate* e saranno inserite nel blocco  $B_i$ . Per permettere ai Confirmation Committee dei round successivi di effettuare il time-updating,  $C_k^i$  invia  $A_k^i$  a  $C_k^{i+1}, \dots, C_k^{i+q}$  ed anche ad altri comitati, come mostrato in seguito.

La lista delle transazioni confermate nel round  $i$  è denotato  $A^i = \cup_k A_k^i$ , e rispetta lo stesso ordine delle transazioni in ogni  $A_k^i$ . Le transazioni in  $A_k^i$  sono inviate anche agli storage node, anche se il blocco  $B^i$  non è stato ancora creato.

La creazione del blocco  $B^i = B_{i+1}$  richiede il calcolo dello state root-hash. Esso si ottiene dal root-hash del Merkle Tree  $W$  relativo all'intero spazio dello stato, che richiede il calcolo di tutti gli hash dei nodi di  $W$ . Questo è eseguito da  $N_r$  comitati, denominati *Root-hash Pipeline Committee*, o *RPC*. Ad ogni RPC è associato una parte di  $W$ , denominato *albero sotteso* all'RPC. Gli RPC sono disposti ad albero, denominato *albero degli RPC*, come rappresentato nella Figura 3.2.

Ogni RPC ha il compito di calcolare gli hash del proprio albero sotteso durante il proprio round. Esistono due tipi di RPC: (1) gli *RPC foglie*, che sono gli RPC disposti come foglie dell'albero degli RPC, e (2) gli *RPC interni*, ovvero tutti gli altri. Ogni RPC foglia è responsabile di un intervallo contiguo dello spazio degli indirizzi che rappresenta le foglie di  $W$ . Si dice che un RPC è autorità per questo intervallo di indirizzi. Poiché solo una parte dello stato è modificato dalle nuove transazione, gli RPC foglie operano su un albero sotteso che è potato. Questo albero ha per foglie solo gli elementi

di stato per cui l'RPC è autorità e che sono stati modificati dalle transazioni nel round corrente. Gli alberi sottesi degli RPC interni sono invece alberi binari completi. Gli RPC sono divisi in *livelli*, numerati da 1 ad  $h$ . Gli RPC foglie si trovano al livello 1, mentre a livello  $h$  è presente l'unico RPC, radice dell'albero degli RPC. Ad ogni livello corrisponde uno stadio della pipeline. Quindi il numero totale di stadi è  $q = h + 1$ . Ogni albero sotteso ad un RPC ha per radice un nodo, denominato *sub root-hash*. Tutti gli RPC a livello  $i < h$  calcolano il proprio *sub root-hash* e lo inviano ai propri genitori nell'albero degli RPC. L'RPC radice dell'albero degli RPC crea il blocco contenente lo state root-hash per il round corrente e lo invia in broadcast a tutti i nodi della rete.

Il generico RPC foglia del round  $i + 1$  ed autorità dell' $m$ -esima porzione dello spazio degli indirizzi è denotato con  $R_m^{i+1}$ . Gli RPC foglie si trovano al secondo stadio della pipeline, per cui ricevono come input  $A_i$ , che è l'output dei Confirmation Committee del primo stadio. Tuttavia ogni RPC foglia non ha bisogno di tutte le transazioni in  $A_i$ , ma solo quelle che coinvolgono gli indirizzi per cui l'RPC è autorità. Se  $t$  è una transazione in  $A_k^i$ ,  $C_k^i$  invia la transazione ad  $R_m^{i+1}$  solo se la sorgente o la destinazione di  $t$  è un indirizzo per cui  $R_m^{i+1}$  è autorità. Ogni Confirmation Committee invia ogni transazione a due RPC foglie. Si denota con  $S_m(A^i) \subseteq A^i$  l'insieme di transazioni che coinvolgono indirizzi che ricadono nell'intervallo  $m$  e che sono ricevuti da  $R_m^{i+1}$ . Ogni  $R_m^{i+1}$  ha il compito di calcolare il sub root-hash del proprio albero sotteso relativo al blocco  $B^i$ . Per questo è necessario lo stato dell'albero sotteso relativo al blocco  $B^{i-1}$ . Poiché le proof fornite in  $S_m(A^i)$  sono relative al blocco  $B_{i-2} = B^{i-q-1}$ , non possono essere utilizzate da sole per il calcolo degli hash dell'albero sotteso relativo a  $B^{i-1}$ . Infatti gli indirizzi associati potrebbero esser stati aggiornati dalle transazioni in  $A^{i-q}, \dots, A^{i-1}$  per i quali i blocchi corrispondenti non sono ancora disponibili. Quindi, ogni  $R_m^{i+1}$  deve conoscere  $S_m(A^{i-q}), \dots, S_m(A^{i-1})$ .  $R_m^{i+1}$  utilizza tutte le proof in  $A^{i-q}, \dots, A^i$  per calcolare gli hash del proprio albero sotteso, come descritto nel Paragrafo 2.2. Questo processo è chiamato *time-shifting*. Per permettere agli RPC foglie dei successivi round di svolgere il proprio compito, ogni  $C_k^i$  invia  $S_m(A_k^i)$  a  $R_m^{i+1}, \dots, R_m^{i+q+1}$ .

Mentre gli RPC foglie hanno bisogno di uno stato per poter effettuare il time-shifting, gli RPC interni sono stateless. Essendo l'albero sottostante completo, hanno bisogno solamente dei sub root-hash calcolati dagli RPC figli nell'albero degli RPC, che corrispondono agli hash delle foglie dell'albero sottostante dell'RPC interno.

Ogni storage node  $n$  che memorizza la potatura di  $W$ , le cui foglie sono gli indirizzi per cui  $n$  è autorità, non può calcolarsi direttamente gli hash dei sottoalberi potati. Quindi, durante il calcolo di  $W$  relativo al blocco

$B^i$ , gli RPC inviano questi hash ai nodi che ne hanno bisogno. Questo può essere realizzato in maniera del tutto trasparente agli RPC, creando un canale *publish/subscribe* [15], a cui gli storage node interessati per un sottoinsieme di nodi potati si iscrivono.

### 3.4 Teorema di correttezza

In questo paragrafo si dimostra formalmente la correttezza dell'architettura riportata nel Paragrafo 3.3.

**Lemma 1.** *(Correttezza dell'algoritmo di conferma). L'Algoritmo 1 non restituisce mai una sequenza le cui transazioni comportano una violazione del vincolo del saldo non-negativo.*

*Dimostrazione.* Per costruzione dello step 4 dell'Algoritmo 1. □

**Teorema 1.** *(Correttezza). Sia  $P^i$  un insieme di transazioni processate, nel round  $i$ , dai Confirmation Commitee  $C_k^i$  e sia  $A_k^i$  la lista delle transazioni confermate da ogni  $C_k^i$ . Le seguenti affermazioni sono vere.*

1. *In ogni lista  $A^i = \cup_k A_k^i$  tale che  $A^i$  preserva l'ordine delle transazioni contenute in ogni  $A_k^i$ , la regola del saldo non-negativo è rispettata.*
2. *Lo state root-hash di  $B^i = B_{i+q-1}$  è il root-hash del nuovo stato ottenuto dopo l'applicazione delle transazioni in  $A^i$ .*
3. *Gli storage node conoscono le proof degli indirizzi per cui sono autorità.*

*Dimostrazione.* Riguardo l'affermazione 1, per il Lemma 1,  $A_k^i$  soddisfa il vincolo del saldo non-negativo e per ipotesi l'ordine delle transazioni in  $A^i$  è preservato. Poiché per ogni  $k$  gli indirizzi modificati in  $A_k^i$  non sono modificati in nessun  $A_j^i$  con  $j \neq k$ , segue l'affermazione.

Riguardo l'affermazione 2, si noti che ogni RPC foglia  $R_m^{i+1}$  considera tutte le transazioni in  $S_m(A^{i-1}), \dots, S_m(A^{i-1})$ , che riguardano gli indirizzi per cui  $R_m^{i+1}$  è responsabile, rispettando il loro ordine. Ogni  $R_m^{i+1}$  può calcolare correttamente il proprio sub root-hash e passarlo al proprio RPC genitore. Infatti, se un nodo interno nell'albero sotteso è coinvolto in una transazione,  $R_m^{i+1}$  riceve le proof della transazione stessa. Se un nodo interno dell'albero sotteso non è coinvolto in alcuna transazione o è potato o è la radice di un sottoalbero potato. Nel primo caso,  $R_m^{i+1}$  non ne ha bisogno. Nel secondo,  $R_m^{i+1}$  riceve l'hash da una delle proof presenti in  $S_m(A^{i-1}), \dots, S_m(A^{i-1})$ . Infine, ogni RPC interno, riceve dai propri RPC figli, gli hash delle foglie dei

proprio albero sotteso, per cui il calcolo del sub root-hash è banale. Segue quindi l'affermazione.

Riguardo l'affermazione 3, si noti che gli RPC calcolano il root-hash della versione potata  $W'$  di  $W$ , in cui le foglie di  $W'$  sono tutti gli indirizzi  $U$ . Ogni storage node  $n$  memorizza una versione potata  $W_n$  di  $W$ , in cui le foglie di  $W_n$  sono tutti gli indirizzi  $U_n$  che  $n$  memorizza. Poiché  $U_n \subseteq U$ , anche  $W_n \subseteq W'$ . Quindi, tutti i sub root-hash dei sottoalberi potati di  $W_n$  sono conosciuti da uno degli RPC, il quale può inviarlo ad  $n$ .  $\square$

### 3.5 Teorema di scalabilità

In questo paragrafo, si dimostra formalmente la scalabilità dell'architettura. Si assume, per semplicità, che i saldi modificati durante un round siano uniformemente distribuiti sullo spazio degli indirizzi. Sia  $f$  la frequenza delle transazioni che arrivano alla blockchain. Sia  $\Delta$  la durata di un round. Sia  $m = 2f\Delta$  il numero di indirizzi il cui saldo viene modificato in un round, assumendo che le transazioni coinvolgano indirizzi distinti. Sia  $\widetilde{W}$  la versione di  $W$  potata che ha solo  $m$  foglie, quelle il cui saldo è modificato in un round. Esiste un livello  $l$  di  $\widetilde{W}$  al disopra del quale  $\widetilde{W}$  è un albero binario completo. Più  $m$  è grande, più la parte potata diventa più piccola ed  $l$  si avvicina alle foglie.

Sia  $j$  il massimo numero di hash che un RPC può calcolare in un round. Si noti che  $j$  è costante, poiché dipende dalla capacità computazionale dei nodi di un comitato. Sia  $e$  il massimo numero di indirizzi il cui saldo viene modificato che un RPC foglia  $R$  sia in grado di processare in un round. Ovviamente  $e$  dipende da  $j$  e come sono distribuiti gli indirizzi nello spazio degli indirizzi di cui  $R$  è autorità. Tuttavia, per ipotesi gli indirizzi modificati sono uniformemente distribuiti, per cui  $e$  è uguale per tutti gli RPC foglia. Si assume che  $j$  sia grande abbastanza in modo che la radice dell'albero sottostante ad un RPC foglia sia sopra il livello  $l$ . Quindi, l'albero sottostante  $U$  di un RPC interno  $R$  è binario e completo. Sia  $k$  l'altezza di  $U$ . Il numero di nodi di  $U$  è  $2^k - 1$ . Gli RPC figli di  $R$  sono  $2^{k-1}$ . In ogni round, ogni RPC deve calcolare un hash per ogni nodo del proprio albero sottostante  $U$ . Il massimo numero di nodi in un albero sottostante ad un RPC interno è  $\hat{j} = 2^{\hat{k}} - 1$ , dove  $\hat{k}$  è il più grande numero intero tale che  $\hat{j} \leq j$ , o in maniera equivalente  $\hat{k} = \lfloor \log_2(j + 1) \rfloor$ . L'altezza massima di un di un albero sottostante ad un RPC è  $\hat{k}$ .

Sia  $S(N, f)$  un sistema di blockchain, avente un'architettura descritta nel Paragrafo 3.3, con  $N$  nodi ed un carico di frequenza  $f$ .

**Lemma 2.** *Sia  $S(N, f)$  una blockchain, di  $N$  nodi con un carico di frequenza  $f$ . Sia  $e$  il massimo numero di indirizzi il cui saldo è stato modificato che un RPC foglia può processare in un round, e  $\hat{j}$  il massimo numero di hash che un RPC interno può calcolare in un round. Se  $S$  è ben dimensionato, il numero di RPC foglie è almeno  $2^{\lceil \log_2(m/e) \rceil}$  ed il numero di RPC interni è almeno  $\left\lceil \frac{2^{\lceil \log_2(m/e) \rceil} - 1}{\hat{j}} \right\rceil$ , in cui  $m = 2f\Delta$  e  $\Delta$  è la durata di un round.*

*Dimostrazione.* Gli RPC foglie sono almeno  $\lceil m/e \rceil$  e poiché sono le foglie di un albero completo, il loro numero è una potenza di 2. Quindi devono essere  $2^g$  con  $g = \lceil \log_e(m/e) \rceil$ .

Quando  $m$  aumenta, il numero di risorse usate in ogni RPC foglia aumenta. Quando le risorse di un RPC foglia sono sature, il loro numero raddoppia. Immediatamente dopo un raddoppio, le loro risorse sono utilizzate a metà. Aumentando  $m$ , le risorse utilizzate vanno da  $m$  alla massima capacità computazionale, che si ha subito prima di un raddoppio.

Si consideri l'albero composto dagli RPC interni  $W_I$ , la sua altezza è  $g$ . Poiché gli RPC foglia sono  $2^g$ , i nodi di  $W_I$  sono  $2^g - 1$ . Quindi il numero di RPC interni è  $\left\lceil \frac{2^g - 1}{\hat{j}} \right\rceil$ . Da notare che sia il numeratore che il denominatore rappresentano la dimensione di un albero binario completo, con altezza  $g$  e  $\hat{k}$ , rispettivamente. La parte intera del risultato della divisione rappresenta il numero di RPC interni con una dimensione dell'albero sottostante pari a  $\hat{j}$ . Il resto è la dimensione della radice dell'albero degli RPC che è in generale sottodimensionato, rispetto alla sua potenza computazionale.  $\square$

**Teorema 2.** (*Scalabilità*). *Sia  $S(N, f)$  una blockchain well-provisioned composta da  $N$  nodi ed un carico di frequenza  $f$ . Per ogni  $\alpha > 1$  tale che  $\alpha N$  è intero, la blockchain  $\bar{S}(\alpha N, \alpha f)$  è well-provisioned, supponendo un carico uniformemente distribuito sullo spazio degli indirizzi.*

*Dimostrazione.* Sia  $S(N, f)$  un sistema well-provisioned immediatamente dopo un raddoppio, ovvero con gli RPC foglie al minimo delle risorse computazionali utilizzate. In  $S$  e in  $\bar{S}$  i comitati hanno la stessa potenza computazionale. Si vuole mostrare che  $\alpha N$  nodi sono sufficienti per formare dei comitati in grado di processare in carico  $\alpha f$ .

Un carico di frequenza  $f$ , genera un numero di transazioni  $f\Delta$  per round. Sia  $N_C$  il numero di Confirmation Committee in  $S$ . Poiché, per ipotesi,  $S$  è well-provisioned, ogni CC è in grado di processare  $f\Delta/N_C$  transazioni per round. In  $\bar{S}$  il carico è  $\alpha f$ , quindi, con  $\alpha N_C$  CC, si ha che ogni CC in  $\bar{S}$  processa lo stesso numero di transazioni che in  $S$ .

Si utilizzano i simboli  $m$ ,  $e$ ,  $\hat{j}$  e  $g$  con lo stesso significato di prima. Subito dopo un raddoppio,  $m/e$  è una potenza di 2,  $g = \log_2(m/e) + 1$ , per il Lemma 2 il numero di RPC in  $S$  è  $N_R = 2^g + \left\lceil 2^g / \hat{j} \right\rceil = 2m/e + \left\lceil 2m/(e\hat{j}) \right\rceil$ .



Si considera ora il numero di RPC  $\bar{N}_R$  necessari in  $\bar{S}(\alpha N, \alpha f)$ . Per  $\alpha = 2^t$  con  $t$  positivo ed intero,  $\bar{N}_R = 2\alpha m/e + \lceil 2\alpha m/(e\hat{j}) \rceil$ . Poiché  $\lceil 2\alpha m/(e\hat{j}) \rceil \leq \alpha \lceil 2m/(e\hat{j}) \rceil$ ,  $N_R \leq \alpha N_R$ .

Quindi, l'incremento richiesto da  $\bar{S}$  a partire da  $S$  del numero di CC ed RPC è al massimo di un fattore  $\alpha$  e  $\bar{S}$  ha  $\alpha N$  nodi. Quindi  $\bar{S}$  è well-provisioned.  $\square$

### 3.6 Comunicazione inter-committee

Nel paragrafo precedente, nella descrizione dell'architettura, si è citata una forma di comunicazione tra comitati, o *comunicazione inter-committee*, in modo che un comitato possa inviare dei dati ad un altro comitato del round successivo, oppure un nodo possa inviare la transazione candidata al CC responsabile. Un nodo non comunica con un comitato in unicast. Questo richiederebbe infatti la conoscenza di tutti le destinazioni, che è un problema di scalabilità considerando che i membri di ogni comitato cambiano ad ogni round. Un approccio basato su multicast può essere invece una soluzione, non utilizzando approcci tradizionali, come [16], che poco si adattano alle specifiche richieste dall'architettura.

In seguito è presentata un'analisi delle specifiche di ogni comunicazione multicast. Sia  $N$  il numero dei nodi nella rete. Siano  $N_C$ ,  $N_R$ ,  $e$ ,  $m$ ,  $\hat{j}$  e  $q$  variabili con lo stesso significato dei precedenti paragrafi. Sia  $n_{cr}$  un nodo generico nodo della rete che crea una transazione candidata. Sia  $S$  la dimensione dello spazio degli indirizzi. Sia  $R^i$  un Root-hash Pipeline Committee nel round  $i$ .

Sono stati individuati cinque flussi multicast, riportati nella Tabella 3.1.

In particolare, si devono tenere in considerazione i seguenti aspetti per il multicast nella comunicazione tra comitati oppure per inviare una transazione candidata al CC autorità:

- I membri di un comitato cambiano frequentemente, ad ogni round;
- I gruppi multicast devono essere pronti in anticipo rispetto a quando devono essere effettivamente utilizzati;
- I gruppi multicast sono necessari solo per un round.

Il problema della realizzazione di un multicast che rispetti queste specifiche rimane un problema aperto.

L'ultimo aspetto, una volta realizzata la comunicazione multicast, riguarda l'accettazione di un messaggio da parte di un comitato  $C_{out}$  ricevuto dal

	Gruppi multicast	Subscriber	Publisher
$n_{cr} \rightarrow C_k$	$N_C$	$\frac{N}{N_C + N_R}$	$O(N)$
$C_k^i \rightarrow R_m^{i+1}$	$\lceil m/e \rceil$	$\frac{N}{N_C + N_R}$	$\frac{N_C N}{N_C + N_R} = O(N)$
$R^i \rightarrow R^{i+1}$	$\frac{\hat{j} + 1}{2}^{h-i-1}$	$\frac{N}{N_C + N_R}$	$\frac{\hat{j} + 1}{2} \frac{N}{N_C + N_R}$
$C_k \rightarrow DHT$	S	ciascuno storage node si iscrive ai gruppi relativi agli elementi di cui è autorità	$\frac{N}{N_C + N_R}$
$C_k^i \rightarrow C_k^{i+1}, \dots, C_k^{i+q}$	$qN_C$	$\frac{N}{N_C + N_R}$	$\frac{qN}{N_C + N_R}$
$R^i \rightarrow DHT$	S	ciascuno storage node si iscrive ai gruppi relativi agli elementi di cui è autorità	$\frac{N}{N_C + N_R}$

**Tabella 3.1:** Specifiche di ogni flusso multicast.

comitato  $C_{in}$ . Infatti,  $C_{in}$  potrebbe essere composto da nodi malevoli, che possono o decidere di non inviare il messaggio o di cambiarne il contenuto. Un comitato  $C_{out}$  interessato a ricevere messaggi da parte di comitato  $C_{in}$ , si iscrive ad un gruppo multicast come subscriber.  $C_{in}$  invia i messaggi come publisher del gruppo multicast. Ogni membro del comitato  $C_{in}$  invia lo stesso messaggio, che è ricevuto da ogni membro di  $C_{out}$ .  $C_{out}$  accetta un messaggio  $m$  da  $C_{in}$  solo se  $m$  è stato inviato da più della metà dei membri di  $C_{in}$ .

### 3.7 Discussione

In questo paragrafo si discute l'effettiva risoluzione del blockchain scalability trilemma, cercando di capire se la scalabilità limiti la decentralizzazione e/o la sicurezza, come in altri approcci presenti in letteratura. Riguardo la *decentralizzazione*, anche se ogni nodo della rete ha un ruolo diverso nella creazione del blocco, i membri ad ogni comitato sono assegnati e cambiati periodicamente in modo randomico, come in [17]. I ruoli sono quindi statisticamente omogenei. Quindi la scalabilità non impatta la decentralizzazione.

Riguardo la *sicurezza*, il Teorema 2 mostra come la scalabilità non riduce la dimensione di ogni singolo comitato. Molti attacchi, come quelli presentati nel Paragrafo 1.2.4, richiedono che l'attaccante controlli la maggior parte dei nodi di un comitato. Tuttavia, quando i membri di un comitato sono selezionati in modo randomico, l'attacco è molto più difficile. Inoltre, utilizzando approcci basati su Proof-of-Stake, ed in generale protocolli di consenso distribuito robusti, si evitano attacchi Sybil. Quindi la scalabilità non ha impatto sulla sicurezza.

# Conclusione

conclusione

# Ringraziamenti

Ringrazio tutti

# Bibliografia

- [1] Buy bitcoin worldwide. <https://www.buybitcoinworldwide.com/fee-calculator/>.
- [2] Andreas M Antonopoulos. *Mastering Bitcoin: unlocking digital cryptocurrencies*. " O'Reilly Media, Inc.", 2014.
- [3] Matteo Bernardini, Diego Pennino, and Maurizio Pizzonia. Blockchains meet distributed hash tables: Decoupling validation from state storage. *arXiv preprint arXiv:1904.01935*, 2019.
- [4] Philip A Bernstein, Vassos Hadzilacos, and Nathan Goodman. *Concurrency control and recovery in database systems*, volume 370. Addison-wesley Reading, 1987.
- [5] Maria Borge, Eleftherios Kokoris-Kogias, Philipp Jovanovic, Linus Gasser, Nicolas Gailly, and Bryan Ford. Proof-of-personhood: Redemocratizing permissionless cryptocurrencies. In *2017 IEEE European Symposium on Security and Privacy Workshops (EuroS&PW)*, pages 23–26. IEEE, 2017.
- [6] Miguel Castro, Barbara Liskov, et al. Practical byzantine fault tolerance. In *OSDI*, volume 99, pages 173–186, 1999.
- [7] Rick Cattell. Scalable sql and nosql data stores. *Acm Sigmod Record*, 39(4):12–27, 2011.
- [8] CertiK. The blockchain trilemma: Decentralized, scalable, and secure? <https://medium.com/certik/the-blockchain-trilemma-decentralized-scalable-and-secure-e9d8c41a87b3>, 2019.
- [9] Anamika Chauhan, Om Prakash Malviya, Madhav Verma, and Tejinder Singh Mor. Blockchain and scalability. In *2018 IEEE International Conference on Software Quality, Reliability and Security Companion (QRS-C)*, pages 122–128. IEEE, 2018.

- [10] Jing Chen and Silvio Micali. Algorand: A secure and efficient distributed ledger. *Theoretical Computer Science*, 777:155–183, 2019.
- [11] James C Corbett, Jeffrey Dean, Michael Epstein, Andrew Fikes, Christopher Frost, Jeffrey John Furman, Sanjay Ghemawat, Andrey Gubarev, Christopher Heiser, Peter Hochschild, et al. Spanner: Google’s globally distributed database. *ACM Transactions on Computer Systems (TOCS)*, 31(3):1–22, 2013.
- [12] Gianmaria Del Monte. *Studio e realizzazione di un protocollo efficiente per l’integrità dei dati su Cloud*. 2018. Tesi di laurea triennale, Università degli studi Roma Tre.
- [13] John R Douceur. The sybil attack. In *International workshop on peer-to-peer systems*, pages 251–260. Springer, 2002.
- [14] Etherscan. Ethereum full node sync (default) chart. <https://etherscan.io/chartsync/chaindefault>, 2020.
- [15] Patrick Th Eugster, Pascal A Felber, Rachid Guerraoui, and Anne-Marie Kermarrec. The many faces of publish/subscribe. *ACM computing surveys (CSUR)*, 35(2):114–131, 2003.
- [16] Bill Fenner, Mark Handley, Hugh Holbrook, Isidor Kouvelas, Rishabh Parekh, Zhaohui Zhang, and Lianshu Zheng. Protocol independent multicast-sparse mode (pim-sm): Protocol specification (revised). *RFC*, 7761:1–137, 2016.
- [17] Yossi Gilad, Rotem Hemo, Silvio Micali, Georgios Vlachos, and Nickolai Zeldovich. Algorand: Scaling byzantine agreements for cryptocurrencies. In *Proceedings of the 26th Symposium on Operating Systems Principles*, pages 51–68, 2017.
- [18] Dave Gutteridge. Japanese cryptocurrency monacoin hit by selfish mining attack. <https://www.ccn.com/japanese-cryptocurrency-monacoin-hit-by-selfish-mining-attack/>, 2018.
- [19] Ethan Heilman, Alison Kendler, Aviv Zohar, and Sharon Goldberg. Eclipse attacks on bitcoin’s peer-to-peer network. In *24th {USENIX} Security Symposium ({USENIX} Security 15)*, pages 129–144, 2015.
- [20] Alyssa Hertig. Bitcoin cash: Why it’s forking the blockchain and what that means. <https://www.coindesk.com/coindesk-explainer-bitcoin-cash-forking-blockchain>, 2017.

- [21] Anne-Marie Kermarrec and Maarten Van Steen. Gossiping in distributed systems. *ACM SIGOPS operating systems review*, 41(5):2–7, 2007.
- [22] Aggelos Kiayias, Alexander Russell, Bernardo David, and Roman Oliynkov. Ouroboros: A provably secure proof-of-stake blockchain protocol. In *Annual International Cryptology Conference*, pages 357–388. Springer, 2017.
- [23] Eleftherios Kokoris-Kogias, Philipp Jovanovic, Linus Gasser, Nicolas Gailly, Ewa Syta, and Bryan Ford. Omniledger: A secure, scale-out, decentralized ledger via sharding. In *2018 IEEE Symposium on Security and Privacy (SP)*, pages 583–598. IEEE, 2018.
- [24] Derek Leung, Adam Suhl, Yossi Gilad, and Nickolai Zeldovich. Vault: Fast bootstrapping for the algorand cryptocurrency. In *NDSS*, 2019.
- [25] Xiaoqi Li, Peng Jiang, Ting Chen, Xiapu Luo, and Qiaoyan Wen. A survey on the security of blockchain systems. *Future Generation Computer Systems*, 2017.
- [26] Loi Luu, Viswesh Narayanan, Chaodong Zheng, Kunal Baweja, Seth Gilbert, and Prateek Saxena. A secure sharding protocol for open blockchains. In *Proceedings of the 2016 ACM SIGSAC Conference on Computer and Communications Security*, pages 17–30, 2016.
- [27] Petar Maymounkov and David Mazieres. Kademlia: A peer-to-peer information system based on the xor metric. In *International Workshop on Peer-to-Peer Systems*, pages 53–65. Springer, 2002.
- [28] Silvio Micali. Algorand smart contracts at layer 1. <https://www.algorand.com/resources/blog/algorand-smart-contracts>, 2019, 31 Ottobre.
- [29] Silvio Micali. Algorand’s smart contract architecture. <https://www.algorand.com/resources/blog/algorand-smart-contract-architecture>, 2020, 27 Maggio.
- [30] Silvio Micali, Michael Rabin, and Salil Vadhan. Verifiable random functions. In *40th annual symposium on foundations of computer science (cat. No. 99CB37039)*, pages 120–130. IEEE, 1999.
- [31] Satoshi Nakamoto. Bitcoin: A peer-to-peer electronic cash system. Technical report, 2008.



- [32] Torben Pryds Pedersen. Non-interactive and information-theoretic secure verifiable secret sharing. In *Annual international cryptology conference*, pages 129–140. Springer, 1991.
- [33] Diego Pennino, Maurizio Pizzonia, and Federico Griscioli. Pipeline-integrity: Scaling the use of authenticated data structures up to the cloud. *Future Generation Computer Systems*, 100:618–647, 2019.
- [34] Soujanya Ponnappalli, Aashaka Shah, Amy Tai, Souvik Banerjee, Vijay Chidambaram, Dahlia Malkhi, and Michael Wei. Scalable and efficient data authentication for decentralized systems. *arXiv preprint arXiv:1909.11590*, 2019.
- [35] Joseph Poon and Thaddeus Dryja. The bitcoin lightning network: Scalable off-chain instant payments, 2016.
- [36] Sylvia Ratnasamy, Paul Francis, Mark Handley, Richard Karp, and Scott Shenker. A scalable content-addressable network. In *Proceedings of the 2001 conference on Applications, technologies, architectures, and protocols for computer communications*, pages 161–172, 2001.
- [37] Yoav Raz. The dynamic two phase commitment (d2pc) protocol. In *International Conference on Database Theory*, pages 162–176. Springer, 1995.
- [38] Jamie Redman. Bitcoin gold 51 <https://news.bitcoin.com/bitcoin-gold-51-attacked-network-loses-70000-in-double-spends/>, 2020.
- [39] Ion Stoica, Robert Morris, David Karger, M Frans Kaashoek, and Hari Balakrishnan. Chord: A scalable peer-to-peer lookup service for internet applications. *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, 31(4):149–160, 2001.
- [40] Ewa Syta, Philipp Jovanovic, Eleftherios Kokoris Kogias, Nicolas Gailly, Linus Gasser, Ismail Khoffi, Michael J Fischer, and Bryan Ford. Scalable bias-resistant distributed randomness. In *2017 IEEE Symposium on Security and Privacy (SP)*, pages 444–460. Ieee, 2017.
- [41] Roberto Tamassia. Authenticated data structures. In *European symposium on algorithms*, pages 2–5. Springer, 2003.
- [42] Roberto Tamassia and Nikolaos Triandopoulos. Efficient content authentication in peer-to-peer networks, July 5 2011. US Patent 7,974,221.

- [43] Lubomir Tassev. Bitcoin in brief monday: Zencash targeted in 51hijacked for ransom. <https://news.bitcoin.com/bitcoin-in-brief-monday-zencash-targeted-in-51-attack-ticketfly-hijacked-for-2018>. 2018.
- [44] Kyle Torpey. Bitcoin mining centralization is ‘quite alarming’, but a solution is in the works. <https://www.forbes.com/sites/ktorpey/2019/07/28/bitcoin-mining-centralization-is-quite-alarming-but-a-solution-is-in-the-works/#1fed1b0530b4>, 2019.
- [45] Visa. Visa factsheet. <https://usa.visa.com/dam/VCOM/download/corporate/media/visanet-technology/aboutvisafactsheet.pdf>, 2018.
- [46] Bitcoin Wiki. Full node. [https://en.bitcoin.it/wiki/Full\\_node](https://en.bitcoin.it/wiki/Full_node), 2020.
- [47] Bitcoin Wiki. Technical background of version 1 bitcoin addresses. [https://en.bitcoin.it/wiki/Technical\\_background\\_of\\_version\\_1\\_Bitcoin\\_addresses](https://en.bitcoin.it/wiki/Technical_background_of_version_1_Bitcoin_addresses), 2020.
- [48] Ethereum Wiki. Sharding-faqs. <https://eth.wiki/sharding/Sharding-FAQs>, 2020.
- [49] Gavin Wood. Ethereum: A secure decentralised generalised transaction ledger. *Ethereum project yellow paper*, 151:1–32, 2014.
- [50] Junfeng Xie, F Richard Yu, Tao Huang, Renchao Xie, Jiang Liu, and Yunjie Liu. A survey on the scalability of blockchain systems. *IEEE Network*, 33(5):166–173, 2019.
- [51] Brent Xu, Dhruv Luthra, Zak Cole, and Nate Blakely. Eos: An architectural, performance, and economic analysis. *Retrieved June*, 11:2019, 2018.
- [52] Mahdi Zamani, Mahnush Movahedi, and Mariana Raykova. Rapidchain: Scaling blockchain via full sharding. In *Proceedings of the 2018 ACM SIGSAC Conference on Computer and Communications Security*, pages 931–948, 2018.
- [53] Ben Y Zhao, Ling Huang, Jeremy Stribling, Sean C Rhea, Anthony D Joseph, and John D Kubiatowicz. Tapestry: A resilient global-scale overlay for service deployment. *IEEE Journal on selected areas in communications*, 22(1):41–53, 2004.

- [54] Qiheng Zhou, Huawei Huang, Zibin Zheng, and Jing Bian. Solutions to scalability of blockchain: A survey. *IEEE Access*, 8:16440–16455, 2020.