

CryptoNight & RandomX

Algoritmi PoW Decentralizzati per un Mining Equo

Alessia Angelone, Francesco Baccaro, Simona Bertè,
Emilio Cassaro, Christian Coduri, Giovanni Nicosia

13 Giugno 2024

Indice

1	Introduzione e Protocollo	3
1.1	Protocollo di consenso	3
1.1.1	Proof Of Work (PoW)	3
1.2	Mining: CPU vs GPU vs FPGA vs ASIC	3
1.3	Inizio dello sviluppo e storia dell'algoritmo	5
1.3.1	Sviluppo dello standard CryptoNight e adozione	5
1.4	Aspetti tecnici di CryptoNote	6
1.4.1	Privacy e Anonimato nel Cash Elettronico	6
1.4.2	Proprietà di Irretracciabilità e Non Collegabilità	6
1.4.3	Limiti di Bitcoin	6
1.4.4	Problemi del Protocollo di Consenso di Bitcoin	6
1.4.5	Protocolli di Firma e schemi di CryptoNote	7
1.4.6	Funzionamento delle transazioni	7
1.4.7	Miglioramenti nella PoW rispetto a Bitcoin	11
1.4.8	Equità nella distribuzione	11
2	CryptoNight	13
2.1	Introduzione alle PoW ASIC-resistant	13
2.1.1	PoW Multi-hash	13
2.1.2	PoW Memory-hard	13
2.1.3	PoW Programmatico	13
2.2	CryptoNight Hash Function	14
2.2.1	Algoritmo CryptoNight	14
2.2.2	La vittoria degli ASIC su CryptoNight	15
2.3	Funzione di hash CryptoNight	18
2.3.1	Prima parte: Inizializzazione dello scratchpad	18
2.3.2	Seconda parte: Loop memory-hard	19
2.3.3	Terza parte: Calcolo del risultato	20
3	RandomX	24
3.1	Design di Randomx	24
3.1.1	Prova di Lavoro Dinamica	24
3.1.2	"Easy program problem"	25
3.1.3	Tempo di verifica	26
3.1.4	Memory-hardness	26
3.2	Architettura della macchina virtuale	26
3.2.1	Set di istruzioni	26
3.2.2	Programma	26
3.2.3	Registri	26
3.2.4	Operazioni intere	26
3.2.5	Operazioni floating-point	27
3.2.6	Branch	27
3.2.7	Parallelismo a livello di istruzione	27
3.2.8	Scratchpad	27
3.2.9	Dataset	28
3.3	Funzioni personalizzate	28
3.3.1	AesGenerator1R	28
3.3.2	AesGenerator4R	28
3.3.3	AesHash1R	28

3.3.4	SuperscalarHash	28
3.4	Descrizione dell'algoritmo	29
4	Privacy	30
4.1	Euristiche	30
4.1.1	Multi-Input Heuristic	30
4.1.2	Shadow Heuristic	30
4.1.3	Consumer Heuristic	31
4.1.4	Optimal Change Heuristic	31
4.1.5	Applicazioni delle Euristiche	31
4.2	Soluzioni	31
4.2.1	Mixer o Tumbler	31
4.2.2	CoinJoin	32
4.2.3	Firme ad Anello	32
4.3	Scelta dei mixin nel protocollo Cryptonote	32
4.3.1	Denominazione e selezione dei mixin	32
4.3.2	Importanza della scelta dei mixin	33
4.3.3	Politiche di selezione dei mixin	33
4.4	Attacchi	33
4.4.1	Influenza della selezione dei decoy sulla privacy	33
4.4.2	Distribuzione dell'età dei TXO	33
4.4.3	Vulnerabilità condivise tra criptovalute	33
4.4.4	Euristica del TXO più recente	34
4.4.5	Distribuzione Gamma per la selezione dei decoy	34
4.4.6	Attacco basato sui record delle transazioni precedenti	34
4.4.7	Attacco basato sulla probabilità di selezione dei mixin	34
	Bibliografia	36

Capitolo 1

Introduzione e Protocollo

1.1 Protocollo di consenso

In una rete blockchain pubblica, nessuna singola entità detiene esclusivamente l'autorità di verificare e validare le transazioni, in quanto un avversario potrebbe falsificare una catena di blocchi con transazioni false e propagare la blockchain fasulla nella rete. Pertanto, un componente fondamentale delle reti blockchain è il protocollo di consenso, che consiste in un insieme di regole e procedure utilizzate per raggiungere un accordo comune, tra tutti i nodi partecipanti alla rete, sullo stato della blockchain.

1.1.1 Proof Of Work (PoW)

Uno dei protocolli di consenso più utilizzati è il Proof-of-Work (PoW) che si basa sul dimostrare di aver svolto uno sforzo computazionale per creare un blocco che soddisfa il protocollo di consenso. Questo processo, che porta ad avere un nuovo blocco valido da inserire nella blockchain, prende il nome di *mining*. In base alla blockchain considerata, il minatore che ha inserito il blocco può raccogliere le ricompense predefinite e/o le commissioni delle transazioni contenute in tale blocco.

L'idea iniziale era che ogni partecipante potesse unirsi al processo di mining utilizzando le proprie risorse computazionali. In questo modo, un avversario per violare il protocollo PoW, deve necessariamente possedere una potenza di calcolo superiore a quella aggregata di tutti gli altri partecipanti al mining (attacco del 51%). Tuttavia, questa minaccia inizia a diventare sempre più reale a causa della diffusione di miner basati su circuiti integrati specifici.

1.2 Mining: CPU vs GPU vs FPGA vs ASIC

Tra le tecnologie maggiormente usate per il mining possiamo distinguere: ASIC (Application-Specific Integrated Circuits), FPGA (Field-Programmable Gate Arrays), GPU (Graphics Processing Units), e CPU (Central Processing Units).

Ognuna di queste tecnologie viene impiegata per scopi precisi e presenta delle limitazioni rispetto alle altre. Pertanto, dato che scegliere l'una piuttosto che l'altra comporta differenze in termini di efficienza e costi, è importante avere un'idea generale delle loro differenze.

- Le **CPU**, le "generaliste del gruppo" presenti in ogni personal computer, offrono grande flessibilità, in quanto sono in grado di gestire un'ampia gamma di compiti a scapito dell'efficienza specializzata riscontrabile nelle altre tecnologie.
- Le **GPU**, inizialmente sviluppate per il rendering grafico, hanno trovato applicazioni diverse grazie alla loro capacità di elaborazione parallela, dimostrandosi strumenti potenti nei calcoli ad alta intensità di dati.

Nel contesto del mining di criptovalute, CPU e GPU sono state le prime scelte, ma con l'aumento della "concorrenza", ASIC e FPGA come soluzioni più efficienti.

- Gli **FPGA** (*Field Programmable Gate Arrays*) possono implementare una vasta gamma di funzioni circuitali, in quanto sono fondamentalmente dispositivi modificabili fisicamente per creare lo specifico circuito elettronico che si desidera.

Poiché devono essere versatili, i componenti presenti internamente hanno molte caratteristiche che non vengono sfruttate. Di conseguenza, nonostante possano raggiungere prestazioni superiori ad un computer general purpose, non sono ottimizzati per il consumo energetico e la velocità in un'applicazione specifica come quella del mining.

- Un **ASIC** (*Application-specific integrated circuit*) è simile ad un FPGA in quanto utilizza un circuito elettronico cablato per eseguire una funzione computazionale. A differenza di un FPGA, un ASIC può essere ottimizzato per il consumo energetico ridotto, la velocità o una combinazione di entrambi, comportandosi quindi sempre meglio di un FPGA programmato per fare lo stesso lavoro.

Gli svantaggi di un ASIC sono il costo di ingresso elevato ed il complesso processo di progettazione necessario per il loro sviluppo.

La non modificabilità degli ASIC è il loro punto di forza in termini di consumo energetico e velocità, ma è anche una loro criticità. Essendo progettati per eseguire un compito specifico, non possono essere adattati o aggiornati per eseguire funzioni diverse da quelle per cui sono stati progettati. Pertanto, se una blockchain dovesse cambiare l'algoritmo di mining, gli ASIC progettati per minare su essa, diventerebbero obsoleti ed inefficaci poiché non modificabili.

Nonostante quest'ultima problematica, gli ASIC restano la minaccia più grande alle blockchain, in quanto offrono prestazioni superiori e un consumo energetico ottimizzato specificamente per il mining. Con il predominio di questi circuiti integrati, appositamente progettati per il calcolo di specifici PoW, la decentralizzazione delle reti blockchain e la loro integrità è messa a rischio.

Caso Bitcoin

Osservando il grafico in Figura 1.1, si può vedere come l'hashrate aggregato della rete Bitcoin, ovvero il numero di hash che vengono prodotti globalmente al secondo, è aumentato drammaticamente.

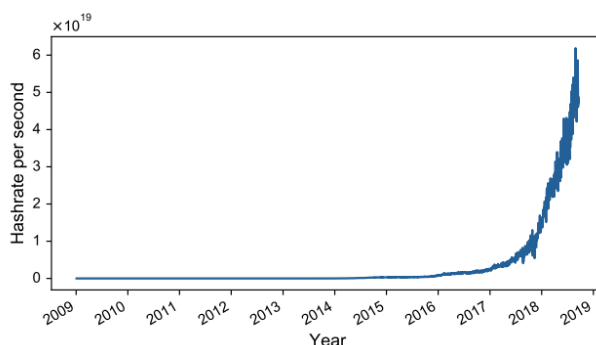


Figura 1.1: Hashrate della blockchain Bitcoin [1]

La motivazione riconducibile a ciò è proprio l'avvento degli ASIC e la loro partecipazione al mining di Bitcoin.

Il mining basato su ASIC ha creato un piccola barriera all'ingresso per il grande pubblico perché, chi interessato a minare, dovrebbe investire in attrezzature speciali per partecipare a tale processo. A causa di ciò, come precedentemente accennato, le poche entità in grado di investire e mantenere un grande volume di ASIC potrebbero assumere il controllo della rete. Pertanto, il mining basato su ASIC è maggiore vulnerabile all'attacco del 51%.

A partire da settembre 2018, i mining-pool¹ Bitcoin BTC.com e Antpool, che sono gestiti dalla stessa azienda che produce gli ASIC per la blockchain bitcoin, rappresentano oltre il 30% del potere (hashrate) nella rete Bitcoin.

¹**Mining-pool:** minatori di criptovalute che uniscono le loro risorse per estrarre criptovalute e aumentare le probabilità di ottenere la ricompensa di un blocco

1.3 Inizio dello sviluppo e storia dell'algoritmo

Dato che Bitcoin fallisce dal punto di vista della privacy delle transazioni e della resistenza agli ASICs (*Application Specific Integrated Circuits*), lo sviluppatore **Nicolas van Saberhagen**, che molti pensano essere un nome di fantasia, con alcune speculazioni che lo associerebbero al fantomatico creatore di Bitcoin, **Satoshi Nakamoto**, nel 12 dicembre 2012 presenta un documento con all'interno l'idea di **CryptoNote**.

Questo innovativo protocollo di consenso viene presentato come una fattibile alternativa ai meccanismi tradizionali utilizzati dalle criptomonete, come la *Proof-Of-Work* di Bitcoin (la prova che sei in grado di eseguire un lavoro), oltretutto in grado di garantire elevati livelli di anonimato e un'opportuna resistenza agli ASICs. Alcune delle funzioni menzionate riguardavano transazioni di dimensione inferiore e non facilmente associabili ad un utente, l'utilizzo delle firme ad anello volte a migliorare la sicurezza e respingere gli attacchi alla blockchain e l'adattamento dinamico della emissione di moneta.

1.3.1 Sviluppo dello standard CryptoNight e adozione

Qualche mese dopo, gli sviluppatori Seigen, Max Jameson, Tuomo Nieminen, Neocortex e Antonio M. Juarez, pubblicano un documento, facente parte degli standard di CryptoNote, con all'interno la descrizione della funzione di hash per la proof-of-work di CryptoNote, chiamata **CryptoNight**.

Bytecoin (BCN) è stata la prima criptomoneta ad adottare il protocollo di consenso CryptoNote, scelta giustificata dalla volontà dei fondatori di avere una criptomoneta volta alla privacy finanziaria, attraverso una protezione completa dell'utente che utilizza gli strumenti finanziari messi a disposizione, dalle transazioni all'identità personale. Come altre differenze, abbiamo l'aggiustamento della difficoltà di minare nuova moneta ad ogni blocco, generando un blocco ogni due minuti circa. Nonostante le buone premesse, la moneta oggi ha un *market cap* irrisorio e non è stata adottata a causa di svariati problemi:

- Inizialmente, la moneta è stata pre-minata, fornendo l'80% delle monete ad un gruppo di *early adopters*, generando una distribuzione iniqua e sleale - Bytecoin ha avuto vari problemi tecnici di instabilità nel corso della sua vita, con difficoltà da parte degli utenti che partecipavano alla rete impossibilitati a sincronizzare tutta la blockchain.
- Il 20 dicembre 2017, la rete di Bytecoin ha ricevuto un attacco DDoS massiccio, con lo scopo di rubare le monete e distribuire la potenza tra le varie monete che adottano lo standard CryptoNote. Gli utenti affetti erano soprattutto chi aveva un software non aggiornato per minare nuova moneta e chi utilizzava *desktop wallets* e *web wallets* si è visto rallentare o disabilitare la sincronizzazione dei pagamenti, cosa che ha aumentato lo sconforto dei suoi partecipanti alla rete
- Non si hanno notizie riguardo futuri sviluppi della moneta, con l'ultimo post che prometteva lo sviluppo di una tecnologia per nascondere gli importi delle transazioni e di creare un wallet più efficiente e sicuro, risalente al 2019.

Un'altra moneta, chiamata **Monero (XMR)**, nel aprile 2014 adottò CryptoNote, scelto per garantire la privacy e la decentralizzazione del mining. La decisione di utilizzare questa tecnologia è stata uno dei fattori che hanno contribuito alla crescita della reputazione e al successo di Monero come una delle monete digitali più promettenti e utilizzate. Monero ha avuto un ruolo cruciale nello sviluppo attivo di CryptoNight, introducendo varie modifiche al fine di adattare la funzione alle proprie necessità. Alcune versioni utilizzate erano specifiche per miners con risorse limitate per il mining, altre sono state rilasciate per ottimizzare l'efficienza e l'equità del mining, oltre a mantenere la resistenza agli ASIC. Nonostante ciò, nel 2019 Monero decise di cambiare il suo algoritmo da CryptoNote a RandomX, di cui forniremo una descrizione data l'affinità e i principi che ne dominano lo sviluppo, oltre che risolvere una serie di problemi che si erano sviluppati nell'algoritmo di CryptoNight.

Di seguito forniremo una panoramica sulla tecnologia CryptoNote, presentando un approccio dettagliato e analitico per comprenderne non solo gli aspetti funzionali e tecnici dell'algoritmo ma anche le intrinseche necessità di migliorare lo stato corrente degli algoritmi *Proof-Of-Work*, incrementando privacy e anonimato.

1.4 Aspetti tecnici di CryptoNote

Quanto segue prende spunto dal whitepaper di CryptoNote [2]

1.4.1 Privacy e Anonimato nel Cash Elettronico

Privacy e anonimato sono aspetti fondamentali del cash elettronico. I pagamenti peer-to-peer mirano a rimanere nascosti agli occhi di terze parti, una netta differenza rispetto alle banche tradizionali. In generale le aziende non vogliono rivelare le loro transizioni interne e le persone comuni desiderano mantenere riservate le proprie spese personali.

1.4.2 Proprietà di Irretracciabilità e Non Collegabilità

T. Okamoto e K. Ohta hanno descritto sei criteri per un sistema di denaro elettronico ideale, uno dei quali riguarda la privacy: la relazione tra l'utente e i suoi acquisti deve essere irrintracciabile [3]. Dunque, per definire il concetto di sistema di pagamento anonimo servono due proprietà:

- Irretracciabilità: per ogni transizione eseguita tutti i possibili mittenti devono avere la stessa probabilità di essere identificati.
- Non collegabilità: per due qualsiasi transazioni in uscita deve essere impossibile dimostrare che siano state inviate dalla stessa persona

1.4.3 Limiti di Bitcoin

Bitcoin non soddisfa però il primo criterio, dato che tutte le transazioni che avvengono sono pubbliche e possono essere ricondotte a un'unica origine e ad un unico destinatario.

Anche se due partecipanti effettuano transazioni in modo indiretto, un metodo di ricerca del percorso ben progettato (ad esempio, l'algoritmo "A star" [4]) può rivelare l'origine e il destinatario finale.

Inoltre Bitcoin non sembra soddisfare neanche la seconda proprietà, infatti, da un'attenta analisi della blockchain e da alcune ricerche [5], [6], [7], si potrebbe rilevare una connessione tra gli utenti e le loro transazioni.

L'incapacità di Bitcoin di soddisfare queste due proprietà porta a concludere che esso non rappresenta un sistema anonimo, ma piuttosto pseudo-anonimo. Sono state proposte diverse soluzioni [8], [9] basate sull'idea di mescolare diverse transazioni pubbliche e inviarle tramite un indirizzo intermediario ma questo porterebbe un altro inconveniente, ovvero una terza parte fidata.

1.4.4 Problemi del Protocollo di Consenso di Bitcoin

Il creatore di Bitcoin, Satoshi Nakamoto, ha descritto il protocollo di consenso come "un processore, un voto", utilizzando SHA-256 per il meccanismo di proof-of-work. Poiché gli utenti votano per determinare l'ordine unico della cronologia delle transazioni, la correttezza e la coerenza di questo processo sono condizioni fondamentali per l'intero sistema. Ci sono due aspetti da sottolineare: - La rete è fuori pericolo se il 51% del potere di mining è sotto il controllo di utenti onesti. - Il progresso del sistema è limitato perché se si vuole cambiare la versione del protocollo il cambiamento avverrà solo se supportato dalla stragrande maggioranza degli utenti [10].

Questo permette di delineare le proprietà che una funzione di proof-of-work deve soddisfare: non deve consentire ad un partecipante della rete di ottenere un vantaggio significativo rispetto ad un altro, è necessaria una sorta di equivalenza tra hardware comune e dispositivi costosi. SHA-256 non ha queste caratteristiche: una GPU è più efficace di una CPU e i dispositivi ASIC sono più potenti delle GPUs [11].

Bitcoin crea quindi delle condizioni favorevoli per un ampio divario nel potere di voto tra partecipanti, violando il principio di "un processore, un voto": i proprietari di GPU e ASIC hanno infatti molto più potere di voto rispetto a coloro che utilizzano solo CPU.

Il sistema di script in Bitcoin è troppo complicato e pesante. Potenzialmente consente di creare transazioni sofisticate, ma alcune delle sue funzionalità sono disabilitate per motivi di sicurezza [12] [13].

1.4.5 Protocolli di Firma e schemi di CryptoNote

Seguono ora degli schemi di transazioni completamente anonime che soddisfano le condizioni di non irretracciabilità e non collegabilità. Una caratteristica importante è l'autonomia: il mittente non è tenuto a collaborare con altri utenti o terze parti per le transazioni.

Lo schema di CryptoNote si basa su una primitiva crittografica chiamata *group signature*, inventata da D. Chaun e E. van Heyst [14] che consente di firmare un messaggio per conto di un gruppo.

Dopo aver firmato, l'utente fornisce (per verificare) non la propria chiave pubblica, ma le chiavi di tutti gli utenti del suo gruppo. Chi verifica vede che il vero firmatario è un membro di questo gruppo, ma non conosce la sua esatta identità.

Il protocollo originale prevedeva una Terza Parte Fiduciosa (Gestore del Gruppo), ed era l'unico che poteva risalire al reale firmatario. La versione successiva, *ring signature*, introdotta da Rivest [15], prevedeva uno schema ad anello autonomo senza responsabile del gruppo e con revoca dell'anonimato.

Successivamente, sono apparse diverse modifiche, quella che viene adottata su CryptoNote per larga parte si basa sullo studio *Traceable ring signature* di E. Fujisaki and K. Suzuki [16].

Per distinguere l'algoritmo originale da quello modificato nella versione su CryptoNote, quest'ultima firma verrà chiamata *one-time ring signature*, sottolineando la capacità dell'utente di produrre una sola firma valida con la chiave privata.

La proprietà di tracciabilità è stata indebolita, mantenendo però quella di collegabilità (linkability) per fornire unicità: la chiave pubblica potrebbe comparire in molti set di verifica esterni e la chiave privata può essere utilizzata per generare una firma anonima unica. Nel caso di un tentativo di doppia spesa, queste due firme saranno collegate, ma non è necessario rivelare l'identità del firmatario.

Alla base dell'algoritmo di firma si usa EdDSA, sviluppato e implementato da D.J. Bernstein [17], parametri comuni di dominio sono: - q: numero primo; - d: elemento of \mathbb{F}_q ; - E: equazione della curva ellittica; - G: punto base; - l: ordine primo del punto base; - Hs: funzione hash crittografica $\{0, 1\}^* \rightarrow \mathbb{F}_q$; - Hp: funzione hash deterministica $E(\mathbb{F}_q) \rightarrow E(\mathbb{F}_q)$.

Al fine di ottenere una maggiore privacy, sono necessari alcuni nuovi termini che non dovrebbero essere confusi con le entità di Bitcoin:

- **private ec-key** è una chiave segreta standard di curva ellittica: un numero $a \in [1, l - 1]$
- **public ec-key** è una chiave pubblica standard di curva ellittica: un punto $A = aG$;
- **one-time keypair** è una coppia di chiavi ec-private e ec-public;
- **private user key** è una coppia (a, b) di due diverse chiavi ec-private;
- **tracking key** è una coppia (a, B) di chiave ec-private e chiave ec-public (dove $B = bG$ e $a \neq b$);
- **public user key** è una coppia (A, B) di due chiavi ec-public derivate da (a, b) ;
- **standard address** è una rappresentazione di una chiave utente pubblica mediante una stringa digitabile dall'utente con correzione degli errori.

La struttura generale della transazione rimane quasi identica a quella di Bitcoin: ogni utente può scegliere diversi pagamenti (transaction outputs), firmarli con le chiavi private corrispondenti e inviarli a diverse destinazioni.

Contrariamente al modello di Bitcoin, in cui un utente possiede sia le chiavi uniche private che pubbliche, nel modello proposto un mittente genera una chiave one-time pubblica basata sull'indirizzo del destinatario e su alcuni dati. In questo senso, una transazione in entrata per lo stesso destinatario viene inviata a una chiave pubblica monouso (non direttamente a un indirizzo univoco) e solo il destinatario può recuperare la parte privata corrispondente per riscattare i suoi fondi (utilizzando la sua chiave privata unica). Il destinatario può spendere usando una firma ad anello, mantenendo anonima la sua proprietà e la sua effettiva spesa.

1.4.6 Funzionamento delle transazioni

Gli indirizzi Bitcoin classici, una volta pubblicati, diventano identificatori inequivocabili per ogni pagamento in entrata, collegandoli tra loro e associandoli al destinatario.

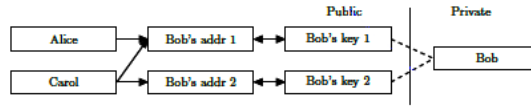


Figura 1.2: Modello chiave/transazione tradizionale di Bitcoin.

Viene proposta una soluzione che consente all'utente di pubblicare un singolo indirizzo e ricevere pagamenti incondizionati non collegabili. La destinazione di ciascun output (di default) è una chiave pubblica unica, derivata dall'indirizzo del destinatario e dall'iniezione di dati casuali da parte del mittente.

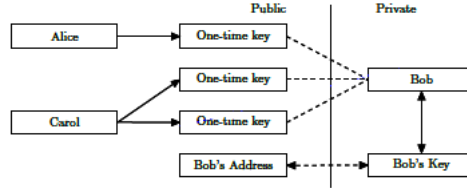


Figura 1.3: Modello di transazione CryptoNote.

Innanzitutto, il mittente esegue il protocollo di scambio Diffie-Hellman per ottenere un segreto condiviso dai suoi dati e da una metà dell'indirizzo. Successivamente calcola una chiave di destinazione monouso, utilizzando questi segreti e la seconda metà. Per questi due passaggi sono necessarie due chiavi ec-keys del destinatario; quindi, un indirizzo CryptoNote standard è grande quasi il doppio di un indirizzo Bitcoin. Il destinatario esegue anche il protocollo Diffie-Hellman e poi recupera la chiave segreta corrispondente.

Una transazione standard procede come segue:

1. Alice vuole inviare un pagamento a Bob, che ha pubblicato il suo indirizzo. Lo decompone e ottiene la chiave utente pubblica di Bob (A, B) .
2. Alice genera un numero casuale $r \in [1, l - 1]$ e calcola la chiave pubblica one-time $P = H_s(rA)G + B$.
3. Alice usa P come chiave di destinazione per l'output e inserisce anche il valore $R = rG$ (come parte del protocollo Diffie-Hellman) da qualche parte nella transazione. Alice può creare altri output con chiavi pubbliche uniche: chiavi diverse dei destinatari (A_i, B_i) implicano P_i diversi anche con lo stesso r .

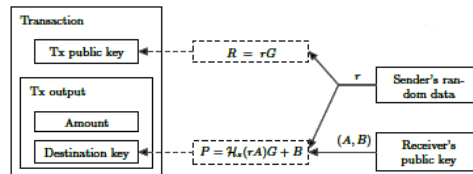


Figura 1.4: Standard transaction structure.

4. Bob controlla ogni transazione in arrivo con la sua chiave privata (a, b) , calcolando $P' = H_s(aR)G + B$. Se la transazione di Alice è presente, allora $aR = arG = rA$ e $P' = P$.
5. Ora Bob può recuperare la chiave privata una tantum corrispondente: $x = H_s(aR) + b$, così come $P = xG$. Può spendere questo output in qualsiasi momento firmando la transazione con x .

Di conseguenza, Bob riceve pagamenti in entrata associati a chiavi pubbliche monouso che non possono essere collegate per un osservatore esterno.

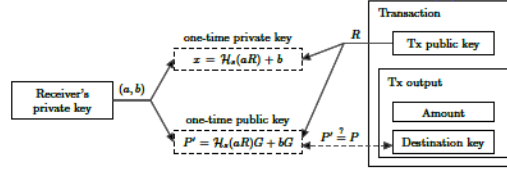


Figura 1.5: Check della transazione in ingresso.

Firme ad anello

Un protocollo basato su firme ad anello monouso consente agli utenti di ottenere un'anonimato incondizionato. Purtroppo, i tipi ordinari di firme crittografiche permettono di tracciare le transazioni ai rispettivi mittenti e destinatari. La *one-time ring signature* usa diverse tipi di firme, consiste di quattro algoritmi (**GEN**, **SIG**, **VER**, **LNK**).

- **GEN** prende parametri pubblici e restituisce una coppia ec (P, x) e una chiave pubblica I .
- **SIG** riceve un messaggio m , un insieme S' di chiavi pubbliche $\{P_i\}_{i \neq s}$, le coppie (P_s, x_s) e restituisce una firma σ e un insieme $S = S' \cup \{P_s\}$.
- **VER** riceve un messaggio m , un insieme S , una firma σ e restituisce "true" o "false".
- **LNK** riceve un insieme $I = \{I_i\}$, una firma σ e restituisce "linked" o "indep".

Lo scopo principale del protocollo è il seguente: un utente produce una firma che può essere verificata non da una singola chiave pubblica, ma da un insieme di chiavi. Il vero firmatario è indistinguibile dagli altri proprietari di chiavi fino a quando non produce la seconda firma sotto la stessa coppia di chiavi.

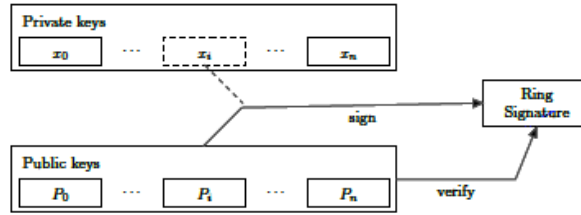


Figura 1.6: Anonimità firme ad anello.

- **GEN**: Il firmatario sceglie casualmente una chiave segreta $x \in [1, l - 1]$ e calcola la chiave pubblica corrispondente $P = xG$. Inoltre, calcola un'altra chiave pubblica $I = xHp(P)$ chiamata "immagine della chiave".
- **SIG**: Il firmatario genera una firma ad anello one-time con una prova a conoscenza zero non interattiva. Seleziona un sottoinsieme casuale S' di $n - 1$ chiavi pubbliche di altri utenti P_i , la propria coppia di chiavi (x, P) e l'immagine della chiave I . Sia $1 \leq s \leq n$ l'indice segreto del firmatario in S (in modo che la sua chiave sia P_s). Si sceglie casualmente un elemento casuale da $\{q_i | i = 1 \dots n\}$ e $\{w_i | i = 1 \dots n, i \neq s\}$ da $(1 \dots l)$ e effettua i seguenti passaggi:

$$L_i = \begin{cases} q_i G, & \text{se } i = s \\ q_i G + w_i P_i, & \text{se } i \neq s \end{cases}$$

$$R_i = \begin{cases} q_i H_p(P_i), & \text{se } i = s \\ q_i H_p(P_i) + w_i I, & \text{se } i \neq s \end{cases}$$

Il prossimo passo è ottenere la sfida non interattiva:

$$c = H_s(m, L_1, \dots, L_n, R_1, \dots, R_n)$$

Infine il firmatario calcola la risposta:

$$c_i = \begin{cases} w_i, & \text{se } i \neq s \\ (c - \sum_{i=1}^n c_i) \mod l, & \text{se } i = s \end{cases}$$

$$r_i = \begin{cases} q_i, & \text{se } i \neq s \\ q_s - c_s x \mod l, & \text{se } i = s \end{cases}$$

La firma risultante è

$$\sigma = (I, c_1, \dots, c_n, r_1, \dots, r_n).$$

- **VER**: Chi sta verificando controlla la firma, ricostruendo:

$$\begin{cases} L'_i = r_i G + c_i P_i \\ R'_i = r_i H_p(P_i) + c_i I \end{cases}$$

Chi verifica controlla se

$$\sum_{i=1}^n c_i \stackrel{?}{=} H_s(m, L'_1, \dots, L'_n, R'_1, \dots, R'_n) \mod l$$

Se questa uguaglianza è vera, chi verifica esegue l'algoritmo **LNK**, altrimenti respinge la firma.

- **LNK**: Chi verifica controlla se I è stata utilizzata in firme passate (questi valori sono memorizzati nell'insieme I). Un doppio utilizzo significa che sono state prodotte due firme con la stessa chiave segreta.

Meccanismo del protocollo: utilizzando L-commitments, il firmatario dimostra di conoscere un certo x tale che almeno una $P_i = xG$. Per rendere questa prova non ripetibile introduciamo l'immagine della chiave come $I = xHp(P)$. Il firmatario utilizza gli stessi coefficienti (r_i, c_i) per dimostrare quasi la stessa cosa: egli conosce un certo x tale che almeno uno $Hp(P_i) = I \cdot x^{-1}$. Se $x \rightarrow I$ è iniettiva:

- Nessuno può recuperare la chiave pubblica dall'immagine della chiave e identificare il firmatario.
- Il firmatario non può fare due firme con I diverse e lo stesso x .

Con una firma ad anello one-time, Bob può efficacemente nascondere l'output di Alice (cioè, il suo input) tra gli altri: tutti i possibili spenditori saranno equiprobabili, anche se Alice non ha più informazioni di qualsiasi osservatore. Bob specifica $n-1$ outputs, non sapendo se alcuni di questi sono stati spesi:

Un output può essere utilizzato in migliaia di firme come fattore di ambiguità e mai come obiettivo di occultamento. Il controllo di doppia spesa avviene nella fase LNK quando si cerca nell'insieme delle immagini di chiave utilizzate.

Bob può scegliere il grado di ambiguità autonomamente: $n = 2$ significa che avrà speso l'output con una probabilità del 50%, $n = 100$ dà il 1%. La dimensione della firma risultante è lineare $O(n)$, quindi l'anonimato costa a Bob una dimensione di transazione più grande e commissioni più alte.

Combinando entrambi i metodi (chiavi di transazione one-time e firme ad anello one-time), Bob raggiunge un nuovo livello di privacy rispetto allo schema originale di Bitcoin. Gli basta memorizzare una sola chiave privata (a, b) e generare una chiave pubblica (A, B) per iniziare a ricevere e inviare transazioni anonime. Per ogni output Bob recupera coppie di chiavi di transazione uniche (π_i, P_i) che non possono essere collegate tra loro o alla sua chiave pubblica. Può spendere ognuna di esse, firmando ogni input con una firma ad anello non tracciabile.

1.4.7 Miglioramenti nella PoW rispetto a Bitcoin

C'è stato anche un miglioramento dell'algoritmo di PoW, come obiettivo primario vi è l'abbassamento del gap tra CPU e GPU/FPGA/ASIC.

Il protocollo originale di proof-of-work di Bitcoin utilizza la funzione SHA-256.

Consiste principalmente di operatori logici di base e si basa esclusivamente sulla velocità computazionale del processore, quindi è perfettamente adatto per l'implementazione multicore/conveyer. Tuttavia, i computer moderni non sono limitati solo dal numero di operazioni al secondo, ma anche dalla dimensione della memoria. Mentre alcuni processori possono essere notevolmente più veloci di altri [11], le dimensioni della memoria sono meno probabili che varino tra le macchine.

L'idea principale è costruire un algoritmo che alloca un ampio blocco di dati ("scratchpad") all'interno della memoria e "accedere a una sequenza imprevedibile di posizioni" in esso. Il blocco dovrebbe essere sufficientemente grande per rendere più vantaggioso conservare i dati piuttosto che ricalcolarli ad ogni accesso. L'algoritmo dovrebbe inoltre impedire il parallelismo interno, quindi N thread simultanei dovrebbero richiedere N volte più memoria contemporaneamente.

Dwork et al [18] hanno investigato e formalizzato questo approccio, portandoli a suggerire un'altra variante della funzione di pricing: "Mbound". Un altro lavoro appartiene a *F. Coelho* [19], che ha proposto la soluzione più efficace: "Hokkaido". Con ogni probabilità, l'ultimo lavoro è basato sull'idea di ricerche pseudo-casuali in un grande array è l'algoritmo noto come *script* di *C. Percival* [20]. A differenza delle funzioni precedenti, si concentra sulla derivazione delle chiavi e non sui sistemi di proof-of-work. Nonostante ciò, *script* funziona bene come funzione di prezzo nel problema di conversione dell'hash parziale come SHA-256 in Bitcoin.

Per ora lo script è stato applicato a Litecoin [21], ma la sua implementazione non è veramente legata alla memoria: il rapporto "tempo di accesso alla memoria / tempo complessivo" non è abbastanza grande perché ogni istanza utilizza solo 128 KB, questo dunque permette ai miner GPU di essere 10 volte più efficienti lasciando la possibilità di creare dispositivi di mining efficienti e relativamente economici.

CryptoNote propone quindi un nuovo algoritmo memory-bound per la proof-of-work. Si basa sull'accesso casuale a una memoria lenta e sottolinea la dipendenza dalla latenza. A differenza di *script*, ogni nuovo blocco (lungo 64 byte) dipende da tutti i blocchi precedenti e non solo da uno, quindi il compromesso tra dimensione della memoria e velocità della CPU diventa esponenziale. Il nuovo algoritmo richiede circa 2 Mb per istanza per i seguenti motivi:

- Si adatta alla cache L3 (per core) dei processori moderni, che diventeranno mainstream tra qualche anno;
- Un megabyte di memoria interna è quasi una dimensione inaccettabile per il moderno pipeline ASIC;
- Le GPU possono eseguire centinaia di istanze simultanee, ma sono limitate in altri modi: la memoria GDDR5 è più lenta della cache L3 della CPU e notevole per la sua larghezza di banda, non per la velocità di accesso casuale.
- Un'espansione significativa dello scratchpad richiederebbe un aumento delle iterazioni, il che implica a sua volta un aumento del tempo complessivo. Chiamate "pesanti" in una rete P2P senza fiducia possono portare a gravi vulnerabilità, perché i nodi sono obbligati a verificare il proof-of-work di ogni nuovo blocco. Se un nodo impiega una quantità considerevole di tempo per ogni valutazione dell'hash, può essere facilmente soggetto a attacchi DDoS da parte di una valanga di oggetti falsi con dati di lavoro arbitrari (valori di nonce).

1.4.8 Equità nella distribuzione

Il limite superiore per l'ammontare complessivo delle monete digitali CryptoNote è anche digitale:

$$\text{MSupply} = 2^{64} - 1$$

unità atomiche. Questa è una restrizione naturale basata solo su limiti di implementazione, non su intuizioni come "N monete dovrebbero essere sufficienti per chiunque".

Per garantire la regolarità del processo di emissione, viene utilizzata la seguente formula per le ricompense dei blocchi:

$$\text{BaseReward} = (\text{MSupply} - A) \gg 18$$

dove A è l'ammontare di monete generate precedentemente

CryptoNote contiene un algoritmo di targeting che cambia la difficoltà di ogni blocco. Questo migliora il tempo di reazione del sistema quando la potenza di calcolo della rete cresce o diminuisce intensamente, preservando un tasso di blocco costante. Il metodo originale di Bitcoin calcola il rapporto tra la difficoltà effettiva e quella target tra gli ultimi 2016 blocchi e lo utilizza come moltiplicatore per la difficoltà attuale. Ovviamente questo è inadatto per ricalcoli rapidi (a causa dell'inerzia elevata) e porta a oscillazioni. L'idea generale dietro l'algoritmo è sommare tutto il lavoro completato dai nodi e dividerlo per il tempo impiegato per completare il lavoro. La misura del lavoro sono i valori di difficoltà corrispondenti in ogni blocco.

Gli utenti pagano gli altri per memorizzare la blockchain e dovrebbero avere il diritto di votare per la sua dimensione. Ogni miner si confronta con il compromesso tra bilanciare i costi e il profitto dalle commissioni, quindi stabilisce il proprio "limite flessibile" per la creazione dei blocchi. Inoltre, la regola fondamentale per la dimensione massima del blocco è necessaria per evitare che la blockchain venga inondata da transazioni fasulle, tuttavia questo valore non dovrebbe essere codificato duramente. Sia MN il valore mediano delle dimensioni degli ultimi N blocchi. Allora il "limite rigido" per la dimensione dei blocchi accettati è $2 \cdot MN$.

Un miner ha ancora la possibilità di riempire un blocco con le sue transazioni senza commissioni fino alla dimensione massima di 2 MB. Anche se solo la maggioranza dei miners può spostare il valore mediano, esiste comunque la possibilità di gonfiare la blockchain e produrre un carico aggiuntivo sui nodi. Per scoraggiare i partecipanti malevoli dal creare blocchi grandi, introduciamo una funzione di penalità:

$$\text{NewReward} = \text{BaseReward} \times \left(\frac{\text{DimBlocco}}{MN} - 1 \right)^2$$

Questa regola viene applicata solo quando la DimBlocco è maggiore della dimensione minima del blocco gratuito che dovrebbe essere vicina a

$$\max(10 \text{ kb}, M_N \cdot 110\%)$$

I miners sono autorizzati a creare blocchi di "dimensioni usuali" e persino a superarle con profitto quando le commissioni complessive superano la penalità.

Tuttavia, è improbabile che le commissioni crescano in modo quadratico a differenza del valore della penalità, quindi ci sarà un equilibrio.

Capitolo 2

CryptoNight

2.1 Introduzione alle PoW ASIC-resistant

Al fine di scoraggiare l'uso di sistemi basati su ASIC per il mining, citati nel primo capitolo, sono stati proposti diversi meccanismi PoW ASIC-resistant. I principali algoritmi di questo tipo possono essere divisi in: PoW Multi-hash, PoW Memory-hard e PoW Programmatico.

2.1.1 PoW Multi-hash

A differenza dell'algoritmo PoW di Bitcoin che utilizza solo un tipo di funzione hash, gli algoritmi PoW Multi-hash impiegano più funzioni hash per calcolare la validità del blocco. Queste funzioni hash vengono applicate all'intestazione del blocco in una sequenza, che può essere fissa o determinata dinamicamente per ogni blocco. Alcuni degli algoritmi PoW multi-hash più famosi sono: *X11*, *X14*, *X17*, *X11EVO*, *X16S*, *X16R*, *Quark* e *TimeTravel*.

Nella ricerca scientifica di Cho, dal titolo "*ASIC-Resistance of Multi-Hash Proof-of-Work Mechanisms for Blockchain Consensus Protocols*" [1], è stato dimostrato come gli algoritmi multi-hash non hanno una significativa differenza da altri meccanismi PoW semplici. Inoltre, nonostante gli algoritmi di questa categoria siano spesso definiti ASIC-resistance, alcuni di loro sono già stati rotti da sistemi ASIC. Mentre, per quanto riguarda gli algoritmi rimanenti, non è stato mai dimostrato se siano veramente resistenti agli ASIC o se semplicemente non sono ancora stati progettati ASIC specifici per essi, magari in quanto impiegati in reti piccole dal basso valore economico.

Dati i risultati ottenuti, nel paper si suggerisce di optare per l'impiego di altri meccanismi ASIC-resistant per scoraggiare effettivamente il mining basato su ASIC.

2.1.2 PoW Memory-hard

Sebbene gli ASIC offrano una maggiore efficienza computazionale rispetto alle piattaforme di calcolo general-purpose, sono solitamente limitati in termini di memoria.

In un algoritmo PoW Memory-hard, il processo di mining richiede l'utilizzo di grandi quantità di memoria per importare dati complessi e calcolarne l'hash. Una computazione in questi algoritmi richiederà il recupero di dati casuali da un grande set di dati. La dimensione dell'insieme sarà sufficientemente grande da rendere difficile la progettazione di un ASIC che memorizzi tutto in una memoria on-chip.

Gli algoritmi PoW memory-hard più conosciuti sono: *Ethash* di Ethereum, *Scrypt* e *CryptoNight*.

2.1.3 PoW Programmatico

Infine, una delle nuove direzioni per meccanismi PoW resistenti è aumentare la diversità delle computazioni. Nell'approccio PoW Programmatico, il processo di mining coinvolge l'esecuzione di un programma che cambia frequentemente. Ad esempio, aggiungendo come parte della computazione un pool di funzioni matematiche o un programma generato casualmente.

Questo rende difficile per gli ASIC ottimizzare il mining, poiché dovrebbero essere riprogrammati ogni volta che il programma cambia. Sarebbe impraticabile costruire moduli hardware specializzati che mirino a ciascuna delle possibili attività di calcolo.

Questo tipo di meccanismi PoW sono in fase di studio e non sono ancora stati utilizzati per la realizzazione di una vera e propria blockchain.

2.2 CryptoNight Hash Function

Come descritto precedentemente per gli algoritmi PoW memory-hard, i processori specializzati quali ASIC e FPGA hanno un vantaggio minimo rispetto alle CPU e GPU a causa della complessità degli algoritmi e dell'elevato costo della memoria.

Ad esempio, nella blockchain Ethereum l'algoritmo di consenso è *Ethash*. L'Antminer E3 sviluppato per minare su Ethereum ha un hash rate di 190 MH/s, che è solo 2 volte più veloce della GPU V100, a fronte di un consumo energetico 3 volte superiore.

2.2.1 Algoritmo CryptoNight

Un altro algoritmo di PoW molto conosciuto, classificabile come memory-hard, è CryptoNight. Tale algoritmo è compreso nel protocollo di consenso CryptoNote rilasciato nel 2013 e cerca di offrire un'elevata dipendenza da CPU, resistendo ad ASIC, FPGA e GPU.

Si ricordi che le CPU moderne possono essere costituite da un massimo di qualche decina di core e possono utilizzare più livelli di cache per migliorare la velocità di accesso alla memoria. Nello specifico, le cache L1 e L2 sono private per ogni core, mentre la cache L3 è condivisa da tutti i core.

CryptoNight contiene un ciclo memory-hard, che esegue una sequenza di letture e scritture casuali in una piccola area di memoria da 2MB, chiamata *scratchpad*. Questo ciclo è stato progettato per funzionare in modo efficiente sulle CPU perché lo scratchpad è dimensionato per adattarsi alla **cache L2** della CPU.

L'algoritmo CryptoNight si compone di tre fasi principali: inizializzazione dello scratchpad, il memory-hard loop e calcolo del risultato.

Fase 1: Inizializzazione dello scratchpad

Utilizzando la funzione Keccak (SHA3) vengono generati 200 byte.

- I primi 32 byte (0-31) vengono utilizzati come chiave AES-256.
- I successivi 128 byte (64-191), vengono divisi in otto blocchi di 16 byte ciascuno, e ciascuno di questi otto blocchi viene cifrato per 10 round AES utilizzando la chiave AES-256.
- Il risultato della cifratura viene memorizzato come i primi 128 byte della memoria dello scratchpad. Successivamente, viene eseguita iterativamente la cifratura AES sui 128 byte correnti dello scratchpad e il risultato viene aggiunto come i successivi 128 byte nello scratchpad.
- Questo processo continua fino a quando l'intero scratchpad è riempito.

Fase 2: Memory-hard loop

Come elencato nell'Algoritmo XX e illustrato nella Figura 2.1.

- Sia A che B sono interi a 16 byte e vengono inizializzati con il risultato XOR dei byte da 0 a 31 e da 32 a 63 generati utilizzando la funzione Keccak.
- Questi interi vengono quindi utilizzati come indirizzi nello scratchpad analizzando i 21 bit meno significativi. Si legge il valore S[A] nello scratchpad usando A come indirizzo e si esegue la crittografia AES di S[A] con A per ottenere il risultato C.
- Successivamente si esegue lo XOR su B e C e si riscrive il risultato XOR in S[A]. Si usa poi C come indirizzo, si legge S[C] in D, si moltiplicano C e D, si aggiunge il risultato della moltiplicazione ad A e si memorizza A in S[C].
- Infine, si ottiene il risultato XOR di A e D come nuovo A, e C come nuovo B, e si utilizzeranno il nuovo A e B all'iterazione successiva.

Poiché l'output della crittografia AES è casuale, non è possibile prevedere l'indirizzo, quindi il ciclo non può essere parallelizzato. Il ciclo contiene 524.288 iterazioni, quindi verrà eseguita una sequenza di 2 milioni di letture e scritture casuali complessive sullo scratchpad.

Algorithm 1

Require: Integer A, B , Scratchpad memory S **Ensure:** Modified scratchpad memory S

```
1: for  $i \leftarrow 1$  to 524288 do  
2:    $C \leftarrow \text{AES}(S[A], A)$   
3:    $S[A] \leftarrow \text{XOR}(B, C)$   
4:    $D \leftarrow S[C]$   
5:    $A \leftarrow \text{ADD}(A, \text{MUL}(C, D))$   
6:    $S[C] \leftarrow A$   
7:    $A \leftarrow \text{XOR}(A, D)$   
8:    $B \leftarrow C$   
9: end for
```

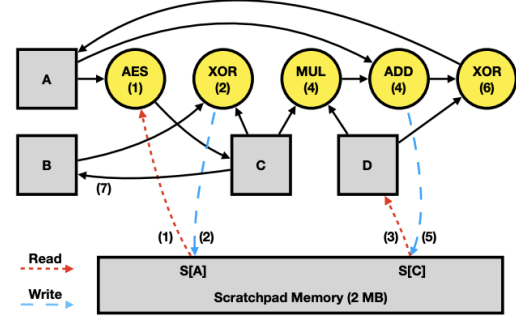


Figura 2.1: Memory-Hard loop dell'algoritmo CryptoNight. [22]

Fase 3: Calcolo del risultato

Similmente al primo passo, i byte da 32 a 63 del risultato iniziale di Keccak vengono utilizzati come chiave AES-256 e i byte da 64 a 191 vengono crittografati con il contenuto della memoria scratchpad, 128 byte alla volta.

Successivamente, la permutazione Keccak viene eseguita una volta sul risultato della crittografia. A seconda dei due bit meno significativi del primo byte del risultato Keccak, verrà scelto uno dei quattro algoritmi di hash: BLAKE-256, Groestl-256, JH-256 o Skein256. L'algoritmo di hash selezionato viene applicato sul risultato Keccak per produrre l'output finale di CryptoNight.

Con CryptoNight come protocollo di consenso della blockchain, agli utenti che richiedono di aggiungere un nuovo blocco verrà richiesto di eseguire ripetutamente l'algoritmo CryptoNight fino a trovare un nonce n tale che $H(n||b) \times d < 2^{256}$, dove H è la funzione di hash CryptoNight, b è il contenuto del nuovo blocco e d è la difficoltà.

Quando un nuovo blocco viene trasmesso alla rete blockchain, il validatore eseguirà la funzione di hash CryptoNight sul nuovo blocco per verificare se il valore di hash del nuovo blocco sia effettivamente inferiore alla soglia data.

L'algoritmo Cryptonight non è considerato un algoritmo multi-hash nel senso tradizionale. Anche se potrebbe utilizzare più passaggi di hash all'interno del suo processo di computazione, la sua caratteristica distintiva è la sua natura memory-hard.

Risultati sperimentali

Nel paper intitolato "*Evaluating Memory-Hard Proof-of-Work Algorithms on Three Processors*" [22], Feng e Luo confrontano tra loro *CryptoNight*, *Ethash*, *Hashcash* e *Cuckoo* su CPU, GPU e KNL, giungendo alla conclusione che la Memory-Hardness può essere raggiunta sfruttando la latenza o la bandwidth.

I compiti che dipendono dalla latenza sono più adatti per CPU, grazie alla loro gerarchia di cache ben sviluppata. Al contrario, i compiti che richiedono una grande larghezza di banda possono sfruttare appieno il potenziale delle GPU.

Nel caso di studio, CryptoNight implementa una resistenza alla memoria mediante la latenza, sfruttando il tempo di accesso alla memoria per rendere più difficile la creazione di hardware specializzato.

Tuttavia, come seconda considerazione, viene specificato che, poiché i processori si stanno evolvendo rapidamente, gli algoritmi di Proof-of-Work dovrebbero essere adattabili e flessibili affinché le loro proprietà possano essere mantenute il più a lungo possibile.

2.2.2 La vittoria degli ASIC su CryptoNight

CryptoNight rimase immune agli ASIC per un lungo periodo. Tuttavia, a partire dal 2018 vennero annunciati diversi modelli di ASIC per CryptoNight (Bitmain, Baikal e Halong Mining), capaci di raggiungere un hashrate superiore ai 200 KH/s.

Bitmain

Il 15 marzo 2018, Bitmain, un'azienda cinese, ha annunciato l'Antminer-X3, un ASIC progettato appositamente per il mining di criptovalute basate su CryptoNight. Secondo le specifiche riportate sul sito di Bitmain, l'X3 ha un tasso di hash totale di 220 kH/s e un consumo energetico di 465W.

È interessante notare la risposta su Twitter del responsabile del progetto Monero all'epoca, Riccardo Spagni, il quale sottolinea l'inefficacia dell'Antminer-X3 per la blockchain di Monero (Figura 2.2). Al tempo Monero utilizzava come PoW proprio CryptoNight, tuttavia come parte del suo protocollo blockchain adotta regolarmente hard fork pianificati e di emergenza al fine di mitigare qualsiasi potenziale minaccia derivante dagli ASIC.



Figura 2.2: Modello Antminer-X3 (Bitmain)

La strategia adottata da Monero gli conferisce immunità agli ASIC come l'X3 e quelli che presentati nelle prossime sezioni. Tuttavia, tali dispositivi rimangono utili per il mining di altre criptovalute basate su CryptoNight, come Bytecoin, Dinastycoin, Karbo e vecchie fork di Monero, che non implementano misure simili.

Baikal

Anche la società russa Baikal Mining ha reagito prontamente, rilasciando un primo modello meno potente nello stesso mese del concorrente cinese e un secondo modello più performante alcuni mesi dopo. Entrambi gli ASIC sono in grado di minare gli algoritmi CryptoNight e CryptoNight-Lite.

- (a) Modello BK-N, rilasciato nel marzo 2018 con un hashrate massimo di 80 kH/s ed un consumo di 120W (Figura 2.3a),
- (b) Modello BK-N240, rilasciato nel maggio 2018 con un hashrate massimo di 480 kH/s ed un consumo di 650W (Figura 2.3b).



Figura 2.3: Modelli ASICS BK-N e BK-N240 (Baikal)

Halong Mining

Con un mese di ritardo, nell'Aprile 2018, anche l'azienda statunitense Halong Mining ha rilasciato il suo Modello DragonMint X2, in grado di minare l'algoritmo CryptoNight con un hashrate massimo di 248 kH/s e un consumo energetico di 490W.



Figura 2.4: Modello ASICS DragonMint X2 (Halong Mining)

2.3 Funzione di hash CryptoNight

In questo capitolo parleremo del cuore del protocollo di consenso CryptoNote, la funzione di hash **CryptoNight**, completa con le sue specifiche e il suo funzionamento. L'obiettivo era il design di una funzione che fosse facilmente eseguibile da CPU consumer-grade, disponibili nei computer normali attraverso l'esecuzione di cifrature AES, la moltiplicazione di numeri a 64 bit e l'utilizzo di uno scratchpad che, come da specifiche dell'algoritmo, entra nella dimensione di una classica cache L3 di un processore dell'epoca (circa 2MB). La volontà, più ambiziosa, era quella di rendere la funzione non facilmente computabile dagli ASICs. Viene presentata come una funzione *memory-hard*, quindi resistente come algoritmo crittografico agli attacchi effettuati cercando di ridurre la complessità aumentando le risorse hardware, progettata per essere inefficiente su GPU, FPGA e ASICs rispetto alle classiche funzioni utilizzate nella *proof-of-work*, come ad esempio *SHA-256*.

Definizioni

- Una **funzione di hash** è una funzione che trasforma dati di dimensione arbitraria in dati di dimensione fissata. L'operazione deve essere simile ad una funzione casuale per garantire la distribuzione uniforme dei risultati, indipendentemente dalla natura dei dati o dalle precedenti iterazioni dei dati.
- **Scratchpad**: è una grande area di memoria temporanea e non persistente dove si possono eseguire calcoli senza alcuna conseguenza sullo stato a lungo termine.
- **Memory-hard**: è una caratteristica delle funzioni di hash per il quale sono difficili da invertire, cioè trovare il dato originale a partire dal suo output, anche se si hanno risorse informatiche infinite.

Primitive crittografiche utilizzate

CryptoNight è basato su delle primitive crittografiche specifiche, composte da

- Cifratura AES a 256bit
- 5 funzioni di hash, finaliste nella competizione per la ricerca di un nuovo standard per le funzioni di hash del 2012 condotto dal NIST:
 - Keccak
 - BLAKE
 - Groestl
 - JH
 - Skein

2.3.1 Prima parte: Inizializzazione dello scratchpad

L'input della funzione di hash (in Monero, ad esempio, di dimensione 80 bytes) viene passato nella funzione di hash di Keccak[23]. Viene scelta con $b = 1600$, quindi con dimensione dell'output di 1600 bit o 200 bytes e con dimensione del digest di 512 bits o 64 bytes con il parametro $c = 512$. Questi byte saranno definiti come **Keccak state** [24]

I byte $0..31$ risultanti dall'output della funzione vengono scelti come chiave per l'algoritmo di cifratura AES-256. La chiave non viene utilizzata così com'è, ma viene espansa[25] in 10 sotto-chiavi, con lo scopo di rendere l'algoritmo più sicuro, utilizzando più di una chiave AES per cifrare. L'espansione viene fatta dividendo la chiave in 8 parole di 4 byte ciascuna. Per generare le due parole rimaste al fine completare i 10 *key rounds*, si esegue la rotazione dell'ultima parola generata, effettuata con la funzione `RotWord()`, che esegue una permutazione ciclica e avendo come input $[a0, a1, a2, a3]$ ritorna $[a1, a2, a3, a4]$. Successivamente vengono sostituiti i byte utilizzando una **S-Box** e viene eseguito uno XOR con una costante chiamata **Rcon** (Round constant). I dettagli di una pseudo implementazione del codice per l'espansione della chiave è presente qui.

```

KeyExpansion(byte key[4*Nk], word w[Nb*(Nr+1)], Nk)
begin
  word temp

  i = 0

  while (i < Nk)
    w[i] = word(key[4*i], key[4*i+1], key[4*i+2], key[4*i+3])
    i = i+1
  end while

  i = Nk

  while (i < Nb * (Nr+1))
    temp = w[i-1]
    if (i mod Nk = 0)
      temp = SubWord(RotWord(temp)) xor Rcon[i/Nk]
    else if (Nk > 6 and i mod Nk = 4)
      temp = SubWord(temp)
    end if
    w[i] = w[i-Nk] xor temp
    i = i + 1
  end while
end

Note that Nk=4, 6, and 8 do not all have to be implemented;
they are all included in the conditional statement above for
conciseness. Specific implementation requirements for the
Cipher Key are presented in Sec. 6.1.

```

Figura 2.5: Pseudoimplementazione codice cifratura

Viene allocato uno **scratchpad** di 2097152 bytes.[26] Dall'output di Keccak vengono estratti i byte 64...191 e divisi in 8 blocchi di 16 byte ciascuno. Ogni blocco viene cifrato utilizzando il seguente codice:

Algorithm 2 AES Rounds

```

1: for i = 0 to 9 do
2:   block = aes_round(block, round_keys[i])
3: end for

```

Funzione cifratura AES

La funzione `aes_round` esegue un round di cifratura AES, che consiste nell'eseguire i passaggi seguenti sul blocco:

- SubBytes: ogni byte del blocco viene sostituito con un valore criptato utilizzando una tabella di sostituzione *S-Box*.
- ShiftRows: le righe del blocco vengono spostate di una posizione.
- MixColumns: le colonne del blocco vengono mescolate utilizzando una matrice 4x4 nota come MDS, progettata per essere difficile da invertire.
- Infine, il risultato è XORato con la chiave specifica per quel round. A differenza della classica funzione AES per cifrare, il primo e l'ultimo round quando si usano le *round-keys* non sono speciali.

I blocchi che ne risultano vengono riportati nei primi 128 byte dello scratchpad. Questi ultimi vengono cifrati nuovamente nello stesso modo, e il risultato viene scritto nei successivi 128 byte. Questa operazione viene effettuata 10 volte, per riempire tutto lo scratchpad di dati pseudo-randomici. I byte 64...191, che chiameremo *payload*, sono cifrati in questo modo 10 volte.

2.3.2 Seconda parte: Loop memory-hard

La seconda parte si compone di un algoritmo che mantiene lo stato composto da 52488 iterazioni. Si utilizzano operazioni CPU-friendly, come la cifratura AES, XOR, moltiplicazioni e addizioni di 8 byte, per avere come unico

Prima di eseguire il loop utilizzato per rendere questa funzione di hash *memory-hard*, viene eseguito lo XOR sui byte 0...31 e i byte 32...63 dell'output dell'hashing Keccak. I 32 byte risultanti vengono utilizzati per inizializzare due variabili da 16 byte ciascuna, **a** e **b**. Queste variabili vengono utilizzate nel loop principale, composte da quattro passaggi:

1. Il codice calcola l'indirizzo di memoria della variabile **a** e lo scrive sullo scratchpad. Per convertire un valore di 16 byte in un indirizzo nello scratchpad, bisogna interpretarlo come un intero rappresentato in little-endian, con gli ultimi 21 bit che rappresentano l'indice all'interno dei byte; gli ultimi 4 bit vengono comunque cancellati per ottenere l'allineamento a 16 byte, dato che i dati vengono letti e scritti sullo scratchpad in blocchi da 16 byte.
2. Successivamente, viene applicata la funzione per cifrare il blocco **aes_round** sull'indirizzo letto dallo scratchpad, con il valore di **a** usato come chiave.
3. Il risultato di questa operazione passa da uno XOR e il valore della variabile **b**, oltre ad essere scritto sullo scratchpad, sempre come indirizzo di memoria.
4. L'indirizzo ricavato viene letto dallo scratchpad e viene effettuata l'operazione di moltiplicazione chiamata **8byte_mul**. Questa funzione, usa i primi 8 byte di ogni argomento, interpretati da essa come **uint_64**, con rappresentazione little-endian. Il risultato di questa operazione viene convertito in 16 byte, concludendo l'operazione di moltiplicazione scambiando le due metà del risultato (8 byte ciascuna)
5. Il valore di **a** viene aggiunto, componente per componente in modulo 2^{64} , al risultato della moltiplicazione con le due metà già scambiate attraverso la funzione **8byte_add** che utilizza i primi 64 bit come intero senza segno, con il risultato che viene portato in 16 byte e scritto nello scratchpad.
6. Infine, viene letto l'indirizzo del risultato della cifratura dell'indirizzo della variabile di **a**, utilizzando come chiave **a** (il risultato del secondo passaggio) e viene effettuata un'operazione di XOR con il risultato della addizione precedente.
7. Il risultato dell'operazione 6 viene utilizzato come nuovo valore della variabile **a**, mentre il risultato del passaggio 2 viene utilizzato come nuova variabile **b**.

2.3.3 Terza parte: Calcolo del risultato

Dopo aver effettuato le operazioni memory-hard, i byte 32..63 dati dall'hashing effettuato con Keccak vengono espansi in 10 *round-keys* come nella prima parte.

I byte 64..191 dello stesso hashing vengono presi e viene effettuato uno XOR con i primi 128 byte dello scratchpad. Il risultato di questa operazione viene criptato con la funzione **aes_round** come nella prima parte, ma con le chiavi ricavate dall'espansione dei byte 32..63.

Il risultato di questa cifratura viene passato da uno XOR con i 128 bytes successivi dello scratchpad, cifrati nuovamente con la stessa funzione, fino ad arrivare agli ultimi 128 byte dello scratchpad. Dopo aver cifrato gli ultimi 128 byte viene effettuato lo XOR con gli ultimi 128 byte dello scratchpad.

I byte 64..191 del ****Keccak state*** vengono sostituiti con il risultato dell'operazione effettuata in precedenza. Tutti i 200 byte dello stato di Keccak vengono passati da una permutazione, chiamata *Keccak-f*, con parametro **b** = 1600, l'implementazione più sicura. Questa operazione viene effettuata per mescolare i bit dello stato Keccak, in modo da rendere difficile la criptoanalisi del flusso di dati.

Infine, i due bit più a destra vengono utilizzati per selezionare una funzione di hash:

- 0: BLAKE-256[27]
- 1: Groestl-256[28]
- 2: JH-256[29]
- 3: Skein-256[30]

L'output di questa funzione di hash viene applicato al Keccak state, e l'hash risultante è l'output di CryptoNight. I diagrammi sottostanti rappresentano le operazioni appena descritte graficamente.

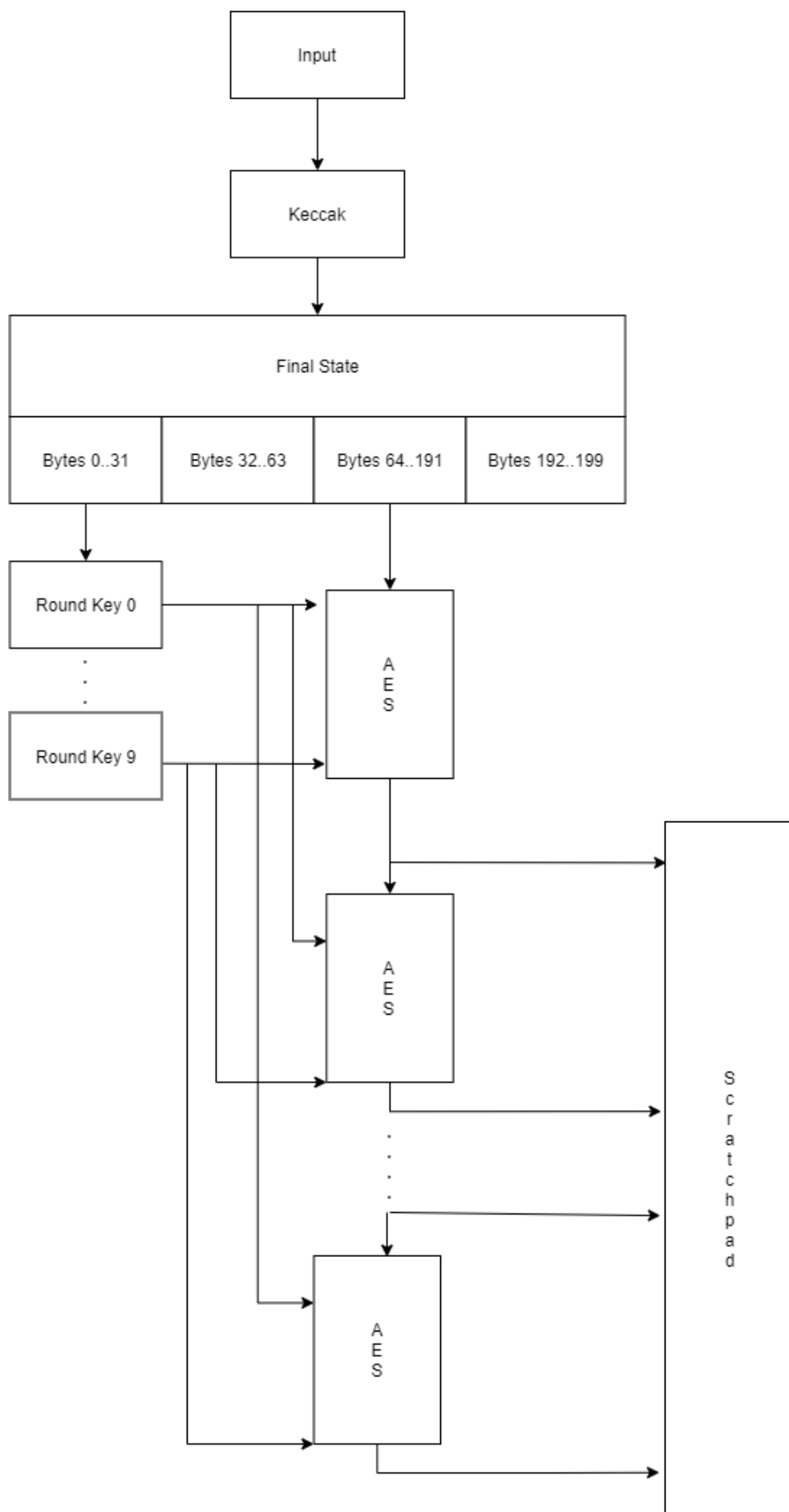


Figura 2.6: Diagramma iniziale24zione scratchpad CryptoNight

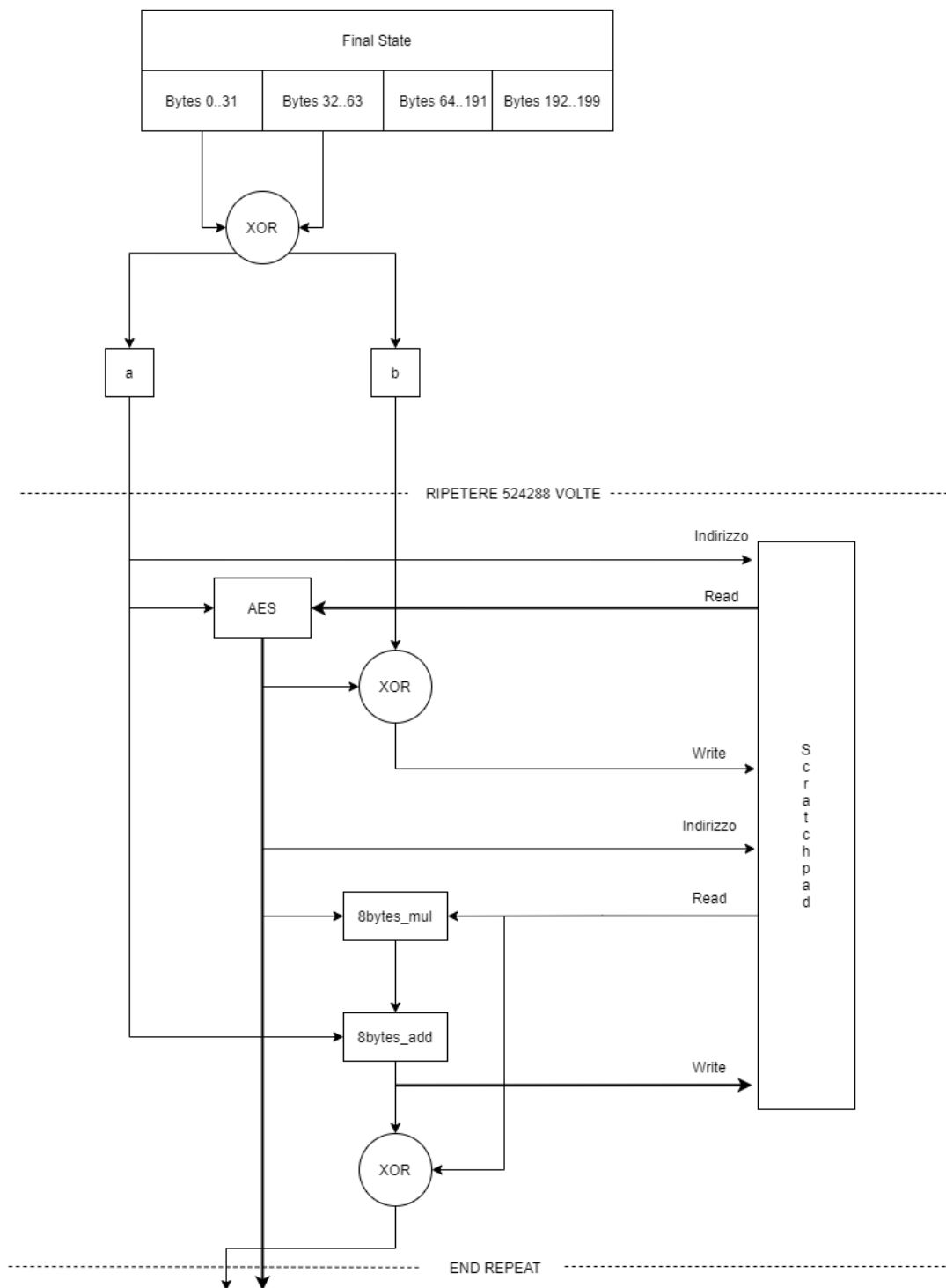


Figura 2.7: Diagramma loop memory-hard CryptoNight

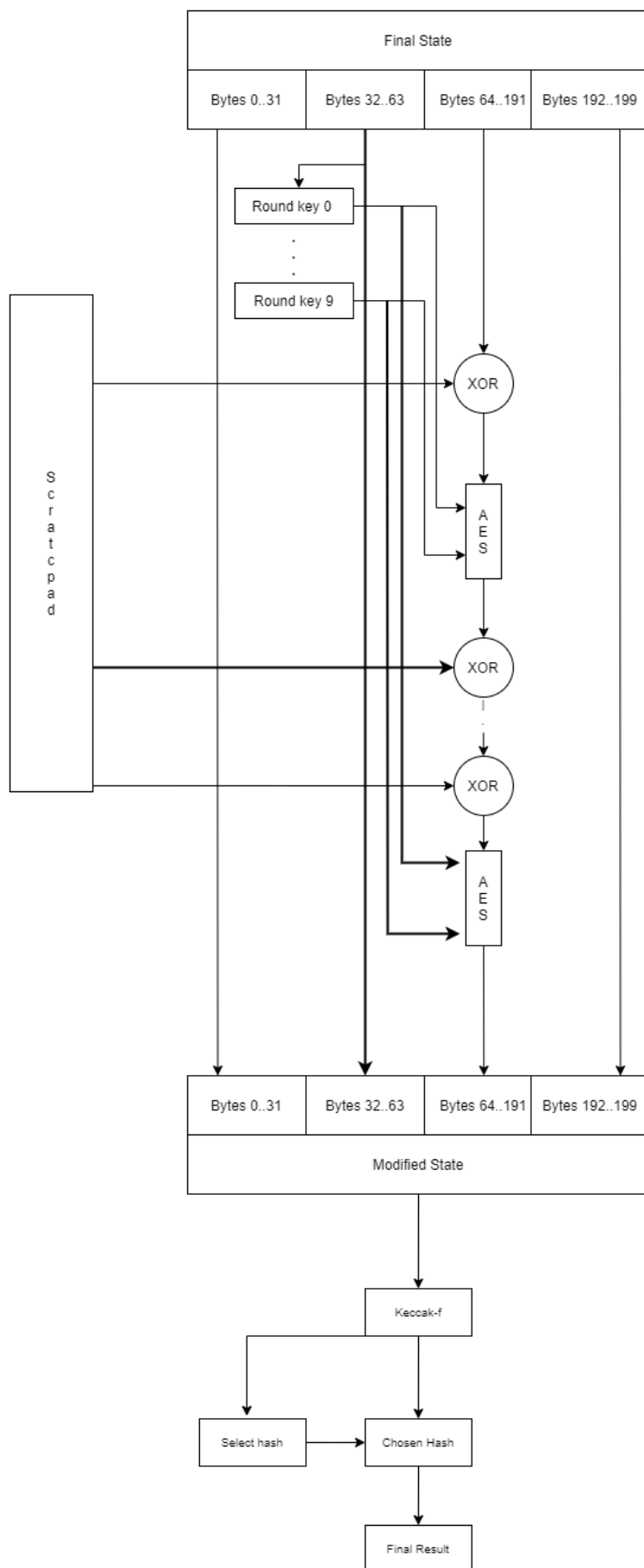


Figura 2.8: Diagramma calcolo del risultato dell'algoritmo CryptoNight

Capitolo 3

RandomX

Il seguente capitolo entra nel dettaglio dell'implementazione del successore di CryptoNight, denominato RandomX. CryptoNight è diventato obsoleto poiché non è più resistente agli ASIC. Di conseguenza, RandomX è stato sviluppato esternamente a CryptoNote, ma poiché è attualmente l'ultima versione degli algoritmi PoW ASIC-resistant, abbiamo deciso di includerlo. Tutte le informazioni sono prese dalla pagina GitHub ufficiale [31].

3.1 Design di Randomx

Per minimizzare il vantaggio di hardware specializzati come gli ASIC, già precedentemente discussi, un algoritmo di **Proof of Work (PoW)** deve potersi legare ai dispositivi esistenti il cui uso risulti essere ampiamente diffuso. Non a caso, si focalizza sull'utilizzo delle **CPU** per i seguenti motivi:

- **Accessibilità:** Le CPU, essendo meno specializzate, sono più diffuse e accessibili. Un algoritmo basato su CPU è più **egualitario** e permette a più partecipanti di unirsi alla rete, contrariamente a ciò che accadeva con gli ASIC in quanto il loro notevole costo permetteva una centralizzazione del mining nelle mani di pochi;
- **Istruzioni Hardware Comuni:** CPU diverse **condividono** un grande *subset* di istruzioni hardware native;
- **Documentazione e Compilatori:** Tutti i principali set di istruzioni CPU sono ben **documentati** con diversi compilatori **open-source** disponibili.

3.1.1 Prova di Lavoro Dinamica

L'idea alla base di una **Proof of Work** basata su CPU è l'impiego di un *lavoro dinamico* sfruttando il fatto che queste accettano come input non solo **dati**, come le tipiche funzioni di hash crittografiche, ma anche il **codice**. Ciò evita che la sequenza delle operazioni sia fissa e quindi più facilmente eseguibile da un circuito integrato specializzato. Una **Proof of Work dinamica** consiste in 4 steps:

1. Generazione di un programma casuale;
2. Traduzione nel codice macchina nativo della CPU;
3. Esecuzione del programma;
4. Trasformazione dell'output del programma in un valore crittograficamente sicuro.

Generazione di un programma casuale

Inizialmente la progettazione di una Proof of Work si basava sulla generazione di un programma in linguaggi ad alto livello, come C o Javascript, ma questi per via della loro sintassi complessa, implicavano notevoli costi in termini di tempo.

Il modo più veloce per generare un programma casuale è utilizzare un generatore senza logica, riempiendo semplicemente un **buffer con dati casuali**. Questo richiede la progettazione di un linguaggio di programmazione senza sintassi, in cui tutte le stringhe di bit casuali rappresentano programmi validi.

Traduzione del Programma in Codice Macchina

Per generare il codice macchina il più velocemente possibile, il nostro set di istruzioni deve essere il più vicino possibile all'hardware nativo, ma allo stesso tempo deve risultare abbastanza generico in modo da non limitare l'algoritmo a una specifica architettura CPU.

Esecuzione del Programma

L'esecuzione del programma dovrebbe utilizzare il **maggior numero** possibile di **componenti della CPU**. Alcune delle caratteristiche che dovrebbero essere sfruttate sono:

- Cache multi-livello (L1, L2, L3);
- Cache pop;
- Unità logica aritmetica (ALU);
- Unità a virgola mobile (FPU);
- Controller di memoria;
- Parallelismo a livello di istruzione;
- Esecuzione fuori ordine;
- Esecuzione speculativa;
- Rinominazione dei registri.

Calcolo del Risultato Finale

Blake2b è una funzione di hashing crittograficamente sicura, progettata per essere veloce nel software, soprattutto sui moderni processori a 64 bit, dove è circa tre volte più veloce di SHA-3. Proprio per questo è ideale per essere utilizzata in una **Proof of Work** basata su **CPU**.

Per quanto riguarda, invece, l'elaborazione di grandi quantità di dati in modo crittograficamente sicuro, l'**Advanced Encryption Standard (AES)** può fornire la massima velocità di elaborazione perché molte CPU moderne supportano l'accelerazione hardware di queste operazioni.

3.1.2 "Easy program problem"

Il problema dell'*easy program* si basa sul fatto che quando viene generato un programma casuale, si potrebbe decidere di eseguirlo solo in caso sia favorevole. Questa strategia è fattibile per due motivi principali:

- **Distribuzione del Tempo di Esecuzione:** I tempi di esecuzione dei programmi generati casualmente seguono tipicamente una *distribuzione log-normale*. Questi possono rapidamente analizzati e in caso di tempo di esecuzione superiore alla media, l'esecuzione può essere saltata e può essere generato un nuovo programma. Se quest'ultima operazione risulta essere economica, può migliorare significativamente le prestazioni.
- **Ottimizzazione delle Caratteristiche:** Un'implementazione potrebbe scegliere di ottimizzare un sottoinsieme delle caratteristiche necessarie per l'esecuzione del programma. Ad esempio, si può decidere di eliminare il supporto per alcune operazioni (come la divisione) o di implementare alcune sequenze di istruzioni in modo più efficiente. In seguito, i programmi generati verrebbero analizzati ed eseguiti solo se soddisfano i requisiti specifici dell'implementazione ottimizzata.

Queste strategie di ricerca di programmi con particolari proprietà vanno in **contrasto** con gli obiettivi di questa **Proof of Work**, quindi devono essere eliminate:

- **Soluzione:** Esecuzione di una sequenza di **N programmi casuali**, in modo che ogni programma sia generato dall'**output del precedente**. L'output del programma finale viene quindi utilizzato come risultato.
- **Principio:** Una volta eseguito il primo programma, un miner deve decidere **se impegnarsi a terminare l'intera catena** (che può includere programmi sfavorevoli) o ricominciare da capo e sprecare lo sforzo impiegato sulla catena non completata;
- **Vantaggio:** Uniformare il tempo di esecuzione per l'intera catena, poiché la deviazione relativa di una somma di tempi di esecuzione distribuiti identicamente è ridotta.

3.1.3 Tempo di verifica

Poiché lo scopo del **Proof of Work** è di essere utilizzato in una rete **peer-to-peer** senza fiducia, i partecipanti alla rete devono essere in grado di verificare rapidamente se una prova è valida o meno. Ciò pone un **limite** superiore alla **complessità dell'algoritmo** di **Proof of Work**. In particolare, abbiamo fissato l'obiettivo per RandomX di essere almeno altrettanto veloce da verificare quanto la funzione di hash CryptoNight, che mira a sostituire.

3.1.4 Memory-hardness

Oltre alle risorse computazionali pure, come **ALU** e **FPU**, le **CPU** di solito hanno accesso a una grande quantità di memoria sotto forma di DRAM. Le prestazioni del sottosistema di memoria sono tipicamente ottimizzate per adattarsi alle capacità di calcolo.

Per utilizzare la **memoria esterna** così come i controller di memoria on-chip, l'**algoritmo di Proof of Work** dovrebbe accedere a un grande **buffer** di memoria (chiamato "**Dataset**"). Il Dataset deve essere:

- **più grande** di quanto possa essere memorizzato on-chip (per richiedere memoria esterna);
- **dinamico** (per richiedere memoria scrivibile)

Idealmente, la dimensione del Dataset dovrebbe essere di almeno 4 GiB. Tuttavia, a causa dei vincoli sul tempo di verifica la dimensione utilizzata da RandomX è stata selezionata a 2080 MiB.

3.2 Architettura della macchina virtuale

Questa sezione descrive la progettazione della macchina virtuale (VM) di RandomX.

3.2.1 Set di istruzioni

RandomX utilizza una codifica delle istruzioni a lunghezza fissa con 8 byte per istruzione. Questo permette di includere un valore immediato a 32 bit nella parola dell'istruzione.

3.2.2 Programma

Il programma eseguito dalla VM ha la forma di un loop composto da 256 istruzioni casuali.

- 256 istruzioni sono sufficientemente lunghe da fornire un gran numero di programmi possibili e abbastanza spazio per i branch. Il numero di programmi diversi che possono essere generati è limitato a $2^{512} = 1.3 \times 10^{154}$, che è il numero di valori di seme possibili del generatore casuale.
- 256 istruzioni sono abbastanza brevi affinché le CPU ad alte prestazioni possano eseguire una iterazione in un tempo simile a quello necessario per recuperare i dati dalla DRAM. Questo è vantaggioso perché permette di sincronizzare e prefetchare completamente gli accessi al Dataset (vedi capitolo 2.9).
- Poiché il programma è un loop, può sfruttare la μop cache che è presente in alcune CPU x86. Eseguire un loop dalla μop cache permette alla CPU di spegnere i decoder delle istruzioni x86, il che dovrebbe aiutare a equilibrare l'efficienza energetica tra x86 e architetture con decodifica delle istruzioni semplice.

3.2.3 Registri

La VM utilizza 8 registri interi e 12 registri floating-point. Questo è il massimo che può essere allocato come registri fisici in x86-64, che ha il minor numero di registri architetturali tra le comuni architetture CPU a 64 bit. Utilizzare più registri metterebbe le CPU x86 in svantaggio poiché dovrebbero utilizzare la memoria per memorizzare i contenuti dei registri della VM.

3.2.4 Operazioni intere

RandomX utilizza tutte le operazioni intere primitive che hanno un'elevata entropia di output: addizione (IADD_RS, IADD_M), sottrazione (ISUB_R, ISUB_M, INEG_R), moltiplicazione (IMUL_R, IMUL_M, IMULH_R, IMULH_M, ISMULH_R, ISMULH_M, IMUL_RCP), exclusive or (IXOR_R, IXOR_M) e rotazione (IROR_R, IROL_R).

3.2.5 Operazioni floating-point

RandomX utilizza operazioni floating-point (virgola mobile) a doppia precisione, che sono supportate dalla maggior parte delle CPU e richiedono hardware più complesso rispetto alla singola precisione. Tutte le operazioni vengono eseguite come operazioni vettoriali a 128 bit, anch'esse supportate da tutte le principali architetture CPU.

RandomX utilizza cinque operazioni garantite dallo standard IEEE 754 per dare risultati arrotondati correttamente: addizione, sottrazione, moltiplicazione, divisione e radice quadrata. Tutte le 4 modalità di arrotondamento definite dallo standard vengono utilizzate.

3.2.6 Branch

Le CPU moderne investono molta area del die e energia per gestire i branch. Questo include:

- Branch predictor unit
- Stati di checkpoint/rollback che permettono alla CPU di recuperare in caso di una predizione errata del branch.

Per sfruttare i progetti speculativi, i programmi casuali dovrebbero contenere branch. Tuttavia, se la predizione dei branch fallisce, le istruzioni eseguite speculativamente vengono scartate, il che comporta una certa quantità di energia sprecata con ogni predizione errata. Pertanto dovremmo mirare a minimizzare il numero di predizioni errate.

Inoltre, i branch nel codice sono essenziali perché riducono significativamente il numero di ottimizzazioni statiche che possono essere effettuate. Ad esempio, considera la seguente sequenza di istruzioni x86:

```
...
branch_target_00:
...
xor r8, r9
test r10, 2088960
je branch_target_00
xor r8, r9
...
```

Le operazioni XOR normalmente si annullerebbero, ma non possono essere ottimizzate via a causa del branch perché il risultato sarà diverso se il branch viene preso. Analogamente, l'istruzione ISWAP_R potrebbe essere sempre ottimizzata staticamente se non fosse per i branch.

In generale, i branch casuali devono essere progettati in modo tale che:

1. Non siano possibili loop infiniti.
2. Il numero di branch predetti erroneamente sia piccolo.
3. La condizione del branch dipenda da un valore a runtime per disabilitare le ottimizzazioni statiche del branch.

3.2.7 Parallelismo a livello di istruzione

Le CPU migliorano le loro prestazioni utilizzando diverse tecniche che sfruttano il parallelismo a livello di istruzione del codice eseguito. Queste tecniche includono:

- Avere più unità di esecuzione che possono eseguire operazioni in parallelo (*superscalar execution*).
- Eseguire istruzioni non nell'ordine del programma, ma nell'ordine della disponibilità degli operandi (*out-of-order execution*).
- Prevedere quale direzione prenderanno i branch per migliorare i benefici sia dell'esecuzione superscalare che di quella out-of-order.

RandomX beneficia di tutte queste ottimizzazioni.

3.2.8 Scratchpad

Lo Scratchpad è una "zona di lavoro" utilizzata come memoria di lettura-scrittura. La sua dimensione è stata selezionata per adattarsi completamente nella cache della CPU.

3.2.9 Dataset

Poiché lo Scratchpad viene solitamente memorizzato nella cache della CPU, solo gli accessi al Dataset utilizzano i controller di memoria.

RandomX legge casualmente dal Dataset una volta per iterazione del programma (16384 volte per risultato hash). Poiché il Dataset deve essere memorizzato nella DRAM, fornisce un limite naturale alla parallelizzazione, poiché la DRAM non può effettuare più di circa 25 milioni di accessi casuali al secondo per gruppo di banchi. Ogni gruppo di banchi indirizzabili separatamente consente un throughput di circa 1500 H/s.

Tutti gli accessi al Dataset leggono una linea di cache della CPU (64 byte) e sono completamente prefetchati. Il tempo per eseguire una iterazione del programma descritta nel capitolo 4.6.2 della Specifica è circa lo stesso della latenza tipica di accesso alla DRAM (50-100 ns).

3.3 Funzioni personalizzate

3.3.1 AesGenerator1R

AesGenerator1R è stato progettato per la generazione più veloce possibile di dati pseudocasuali per riempire lo Scratchpad. Sfrutta l'AES accelerato via hardware nelle CPU moderne. Viene eseguito solo un round AES per ogni 16 byte di output, il che si traduce in un throughput superiore a 20 GB/s nella maggior parte delle CPU moderne.

AesGenerator1R fornisce una buona distribuzione dell'output a condizione che venga inizializzato con uno stato iniziale sufficientemente 'casuale' (vedi Appendice F).

3.3.2 AesGenerator4R

AesGenerator4R utilizza 4 round AES per generare dati pseudocasuali per l'inizializzazione del Program Buffer. Poiché 2 round AES sono sufficienti per l'effetto valanga completo di tutti i bit di input, AesGenerator4R ha eccellenti proprietà statistiche (vedi Appendice F) mantenendo comunque prestazioni molto buone.

La natura reversibile di questo generatore non è un problema poiché lo stato del generatore viene sempre inizializzato utilizzando l'output di una funzione di hash non reversibile (Blake2b).

3.3.3 AesHash1R

AesHash è stato progettato per il calcolo più veloce possibile dell'impronta digitale dello Scratchpad. Interpreta lo Scratchpad come un insieme di chiavi di round AES, quindi è equivalente alla crittografia AES con 32768 round. Vengono eseguiti due round extra alla fine per garantire l'effetto valanga di tutti i bit dello Scratchpad in ogni lane.

La natura reversibile di AesHash1R non è un problema per due motivi principali:

- Non è possibile controllare direttamente l'input di AesHash1R.
- L'output di AesHash1R viene passato alla funzione di hash Blake2b, che non è reversibile.

3.3.4 SuperscalarHash

SuperscalarHash è stato progettato per consumare quanta più energia possibile mentre la CPU attende che i dati vengano caricati dalla DRAM. La latenza target di 170 cicli corrisponde alla latenza usuale della DRAM di 40-80 ns e alla frequenza di clock di 2-4 GHz. I dispositivi ASIC progettati per il mining in modalità leggera con memoria a bassa latenza saranno limitati da SuperscalarHash durante il calcolo degli elementi del Dataset e la loro efficienza sarà compromessa dall'alto consumo energetico di SuperscalarHash.

La funzione SuperscalarHash media contiene un totale di 450 istruzioni, di cui 155 sono moltiplicazioni a 64 bit. In media, la catena di dipendenze più lunga è composta da 95 istruzioni. Un progetto ASIC per il mining in modalità leggera, con 256 MiB di memoria on-die e una latenza di 1 ciclo per tutte le operazioni, avrà bisogno in media di $95 * 8 = 760$ cicli per costruire un elemento del Dataset, assumendo una parallelizzazione illimitata. Dovrà eseguire $155 * 8 = 1240$ moltiplicazioni a 64 bit per elemento, il che consumerà energia comparabile al caricamento di 64 byte dalla DRAM.

3.4 Descrizione dell'algoritmo

L'algoritmo RandomX accetta due valori di input:

- Stringa K di dimensione 0-60 byte (chiave)
- Stringa H di lunghezza arbitraria (valore da hashare)

e produce un risultato di 256 bit R.

L'algoritmo consiste nei seguenti passaggi:

1. Il Dataset viene inizializzato utilizzando il valore della chiave K.
2. Il seed di 64 byte S viene calcolato come $S = \text{Hash512}(H)$.
3. Sia $\text{gen1} = \text{AesGenerator1R}(S)$.
4. Lo Scratchpad viene riempito con `RANDOMX_SCRATCHPAD_L3` byte casuali utilizzando il generatore gen1 .
5. Sia $\text{gen4} = \text{AesGenerator4R}(\text{gen1.state})$ (usare lo stato finale di gen1).
6. Il valore del registro della VM `fprc` è impostato a 0 (modalità di arrotondamento predefinita).
7. La VM viene programmata utilizzando $128 + 8 * \text{RANDOMX_PROGRAM_SIZE}$ byte casuali utilizzando il generatore gen4 .
8. La VM viene eseguita.
9. Un nuovo seed di 64 byte viene calcolato come $S = \text{Hash512}(\text{RegisterFile})$.
10. Imposta $\text{gen4.state} = S$ (modifica lo stato del generatore).
11. I passaggi 7-10 vengono eseguiti un totale di `RANDOMX_PROGRAM_COUNT` volte. L'ultima iterazione salta i passaggi 9 e 10.
12. L'impronta digitale dello Scratchpad viene calcolata come $A = \text{AesHash1R}(\text{Scratchpad})$.
13. I byte 192-255 del Registro File vengono impostati al valore di A.
14. Il risultato viene calcolato come $R = \text{Hash256}(\text{RegisterFile})$.

L'input della funzione Hash512 nel passaggio 9 è il seguente:

```
+-----+
|   registri r0-r7   | (64 byte)
+-----+
|   registri f0-f3   | (64 byte)
+-----+
|   registri e0-e3   | (64 byte)
+-----+
|   registri a0-a3   | (64 byte)
+-----+
```

L'input della funzione Hash256 nel passaggio 14 è il seguente:

```
+-----+
|   registri r0-r7   | (64 byte)
+-----+
|   registri f0-f3   | (64 byte)
+-----+
|   registri e0-e3   | (64 byte)
+-----+
| AesHash1R(Scratchpad) | (64 byte)
+-----+
```

Capitolo 4

Privacy

Preservare la privacy degli utenti è fondamentale nelle reti informatiche e diventa ancor più cruciale nei sistemi pubblici, aperti e decentralizzati, come le blockchain.

Tre sono i principali rischi per la privacy:

1. **Locali**, dovuti all'uso di PC/Smartphone (browser history, cookies, blockchain client).
2. **Network** (informazioni rivelate dall'indirizzo IP, man-in-the-middle, condivisione inavvertita dei dati privati)
3. **Blockchain** (riutilizzo degli stessi address, analisi a ritroso delle transazioni).

Quest'ultima può essere facilmente compromessa attraverso il clustering degli indirizzi. Questa tecnica consiste nel trovare e raggruppare gli indirizzi in wallet, ossia gruppi di indirizzi presumibilmente appartenenti a un singolo soggetto. Il clustering si realizza tramite l'analisi della blockchain e l'utilizzo di approcci euristici, descritti da Jonas David Nick nel suo lavoro "Data-Driven De-Anonymization in Bitcoin".

4.1 Euristiche

Le euristiche sono misurazioni basate sull'analisi del protocollo e sull'esperienza. Non sono sempre accurate, ma se ben calibrate, possono fornire un'indicazione del livello di attendibilità dei risultati ottenuti.

4.1.1 Multi-Input Heuristic

La prima euristica è chiamata **Multi-Input Heuristic**. In accordo con quanto affermato da Satoshi Nakamoto, inventore di Bitcoin, questa regola mostra come tutti gli indirizzi in input di una transazione provengano dallo stesso wallet, poiché l'autore della transazione possiede le chiavi private di tutti gli indirizzi in input. Tuttavia, l'autore non è necessariamente una singola persona; potrebbe trattarsi di un exchange, un mixer o un wallet online.

4.1.2 Shadow Heuristic

La seconda euristica, denominata **Shadow Heuristic**, si basa su come i wallet gestiscono le transazioni con resto. E' bene osservare che nella maggior parte dei wallet, quando un utente invia una transazione, viene generata una nuova coppia di chiavi (pubblica e privata) per gestire l'output di resto. In una tipica transazione con un input e due output, uno degli output rappresenta l'indirizzo di destinazione e l'altro è l'indirizzo di resto. Supponendo che l'indirizzo di destinazione appartenga a un commerciante o a un'entità che riceve frequentemente pagamenti, questo indirizzo rimarrà costante in diverse transazioni. L'altro output, che cambia ad ogni transazione, è l'indirizzo di resto generato dal wallet. Da qui si evince che le chiavi pubbliche di invio e di resto siano nello stesso wallet. Di conseguenza, un potenziale indirizzo di resto può essere identificato come un indirizzo che appare in massimo due transazioni: una come output (quando riceve il resto) e una come input (quando il resto viene speso).

4.1.3 Consumer Heuristic

La terza euristica, la **Consumer Heuristic**, è un'altra tecnica utilizzata nell'analisi della blockchain per identificare le transazioni di resto e collegare indirizzi appartenenti allo stesso wallet, basandosi sul comportamento tipico degli utenti privati nel gestire le loro transazioni. Gli utenti privati tendono a effettuare transazioni con un solo destinatario alla volta. Pertanto, le transazioni effettuate da questi utenti hanno tipicamente al massimo due output: uno per il destinatario e uno per il resto. La sfida è identificare quale dei due output è il resto, analizzando le transazioni successive. Se in una transazione successiva, uno degli output dubbi invia denaro a più destinatari, è probabile che questo output sia il resto. Questo perché il resto, una volta tornato nel wallet dell'utente, può essere utilizzato in future transazioni che potrebbero avere più di un output. L'altro output, che non viene utilizzato in transazioni con più destinatari, è più probabilmente quello del destinatario originale della transazione iniziale.

4.1.4 Optimal Change Heuristic

L'ultima euristica è la **Optimal Change Heuristic**, basata sul fatto che i wallet cercano di ottimizzare la gestione del resto per ridurre le dimensioni delle transazioni e le conseguenti commissioni, minimizzando il numero di input e output necessari per ogni transazione. Da questo segue una regola generale in cui, come spiegato da Jonas Nick, se c'è un unico output con un valore inferiore a qualsiasi input, allora quello sarà il resto della transazione.

4.1.5 Applicazioni delle Euristiche

Questi approcci, insieme a principi più complessi, sono impiegati dai principali strumenti open source, come BitCluster e WalletExplorer, per supportare strategie efficaci di clustering. Combinando questi strumenti con un monitoraggio costante delle transazioni su piattaforme online per la visualizzazione della blockchain, o scaricando una copia della blockchain e installando un block explorer locale, è possibile ottenere ottimi risultati. Questi metodi permettono di collegare indirizzi ignoti a indirizzi noti, ricostruendo indirettamente l'identità dei proprietari o almeno i movimenti di denaro.

4.2 Soluzioni

Esistono diverse soluzioni per affrontare il problema della privacy nelle transazioni blockchain. Tra di esse ricordiamo la Ring Confidential Transaction, che permette a chi paga di dimostrare di avere a disposizione il denaro, ma senza indicare in chiaro l'importo della transazione; la Stealth Address, ovvero l'utilizzo di indirizzi indivisibili al fine di rendere difficile risalire ai wallet coinvolti nella transazione; Kovri, che consente agli utenti di nascondere il proprio indirizzo IP; lo sviluppo stesso di wallet e protocolli che implementano politiche di gestione del resto più complesse, al fine di rendere le transazioni meno suscettibili all'analisi del clustering. La soluzione su cui ci vogliamo soffermare riguarda l'utilizzo di tecniche avanzate di anonimizzazione, come le **firme ad anello**, i protocolli di **mixing** o **CoinJoin**, che offuscano le relazioni tra input e output delle transazioni, rendendo più difficile collegare gli indirizzi di un singolo utente.

4.2.1 Mixer o Tumbler

Quando si parla di **mixer** o **tumbler**, si fa riferimento a servizi gestiti da terzi che "mescolano" le criptomonete inviate al fine di renderle anonime e difficili da tracciare. Questi servizi "ripuliscono" il denaro facendo in modo che passi attraverso vari indirizzi non collegati tra loro, se non tramite gli algoritmi interni del servizio stesso.

Il funzionamento dei servizi di mixing è piuttosto semplice: l'utente invia l'importo che desidera "ripulire" all'indirizzo Bitcoin fornito dal mixer. Il mixer, dopo aver trattenuto una piccola commissione, invia l'importo all'indirizzo indicato dall'utente, ma questi fondi provengono dai versamenti di altri utenti. In questo modo, diventa molto difficile, se non impossibile, collegare i due indirizzi tramite un'analisi della blockchain.

I migliori servizi di mixing offrono ulteriori funzionalità per aumentare l'anonimato, come il ritardo temporale e la scomposizione delle transazioni. Ad esempio, alcuni servizi, come BitMixer, permettono di dividere la transazione in più parti, ognuna delle quali viene inviata all'indirizzo

di destinazione con un ritardo temporale stabilito dall'utente. Questo significa che può trascorrere anche qualche giorno tra la ricezione della prima parte dei fondi e il completamento della transazione.

Naturalmente, il servizio ha un costo, sebbene limitato: sulla transazione viene applicata una piccola commissione, fissa o variabile, che viene ulteriormente anonimizzata attraverso vari metodi. La sicurezza e l'anonimità di questi servizi centralizzati è ovviamente discutibile. Gli utenti non hanno alcuna garanzia che il mixer restituisca il loro denaro o che le monete rese non siano state segnate in qualche modo. Un altro aspetto da considerare quando si usa un mixer è che l'indirizzo IP e l'indirizzo Bitcoin potrebbero essere registrati da una terza parte.

4.2.2 CoinJoin

Un'altra possibile soluzione è l'utilizzo di operazioni di **CoinJoin**, che permettono di superare le criticità e i rischi associati ai mixer. CoinJoin consente di combinare la propria transazione con quella di altri utenti, senza dover riporre fiducia in un ente terzo, potenzialmente malevolo. Il principio di CoinJoin è che più utenti si coordinino per creare una singola transazione, ciascuno fornendo i propri input e output desiderati. Poiché tutti gli input vengono mescolati, diventa impossibile determinare con certezza quale output appartiene a quale utente. Al massimo, si può dire che un partecipante ha fornito uno degli input e potrebbe essere il proprietario di uno degli output, ma anche questo non è garantito.

Un coordinatore raccoglie tutte le informazioni necessarie, crea la transazione e la fa firmare a ciascun partecipante prima di trasmetterla alla rete. Una volta firmata, la transazione non può essere modificata senza diventare invalida, eliminando così il rischio che il coordinatore possa fuggire con i fondi.

I vantaggi di CoinJoin sono principalmente due: l'incremento della privacy e il costo contenuto. CoinJoin offre un elevato livello di privacy combinando le transazioni di più utenti, rendendo difficile tracciare l'origine e la destinazione dei fondi. Inoltre, non introduce costi aggiuntivi significativi rispetto a una transazione normale, il che lo rende economicamente conveniente.

Tuttavia, CoinJoin presenta alcune limitazioni, in particolare riguardo la scalabilità. È necessario che più utenti si coordinino e sincronizzino le proprie transazioni per partecipare efficacemente a CoinJoin. Questo processo di coordinazione può essere complesso e meno pratico su larga scala, rendendo CoinJoin meno adatto per situazioni in cui è richiesta una grande partecipazione.

4.2.3 Firme ad Anello

Una terza possibile soluzione consiste nell'utilizzo delle **firme ad anello**, caratteristica fondamentale di molte criptomonete basate sul protocollo CryptoNote. L'utilizzo di firme ad anello è vantaggioso rispetto alle altre soluzioni: CoinJoin e mixing si basano su terze parti, mentre CryptoNote permette, una volta posseduta la blockchain, di eseguire il mixing localmente.

In generale le firme ad anello forniscono un livello di privacy superiore poiché il mixing è integrato nel protocollo. Dall'altra parte, sebbene un anello di dimensioni maggiori migliori l'irrintracciabilità, aumenta anche il costo di convalida della transazione, poiché la commissione è proporzionale alla dimensione della transazione, che cresce con la dimensione dell'anello.

4.3 Scelta dei mixin nel protocollo Cryptonote

Supponiamo che Alice voglia trasferire criptomonete a Bob. Essa dovrà utilizzare i suoi output di transazione (TXO) e le rispettive chiavi private per creare una nuova transazione. Per rendere la transazione irrintracciabile, Alice dovrà selezionare $l - 1$ TXO di depistaggio, detti decoy, dalla blockchain per ogni TXO reale che vuole trasferire. Dovrà poi associare ogni TXO reale a $l - 1$ depistaggi, creando una firma ad anello con il gruppo $G_i = \{g_1, g_2, \dots, g_l\}$, i cui elementi sono chiamati **mixin**. Grazie alla firma ad anello one-time, Alice potrà firmare la transazione con le sue chiavi private, dichiarando i mixin come potenziali spese.

4.3.1 Denominazione e selezione dei mixin

In particolare, poiché tutti i TXO in input di una transazione devono avere la stessa denominazione, il software client manterrà un database di decoy disponibili, indicizzati per denominazione, da cui campionare i mixin. Alice potrà regolare individualmente le sue politiche di selezione, in quanto la transazione verrà accettata dai miner solo se gli elementi di G_i esistono sulla blockchain ed essa

è in possesso della chiave privata per almeno uno di essi, indipendentemente dalla distribuzione utilizzata nella selezione dei decoy.

4.3.2 Importanza della scelta dei mixin

Seppur l'anonimizzazione è mantenuta dal fatto che i miner non possono identificare quale elemento di G_i è stato effettivamente speso in quella transazione, mantenendo anonimi gli input all'interno del gruppo di l input potenziali, è cruciale che l'utente scelga attentamente i mixin.

4.3.3 Politiche di selezione dei mixin

Il protocollo Cryptonote non fornisce una raccomandazione esplicita su come i "mixin" dovrebbero essere scelti. L'implementazione di riferimento originale di Cryptonote includeva una politica di selezione "uniforme", che è stata adottata (almeno inizialmente) dalla maggior parte delle implementazioni, incluso Monero. Solo successivamente quest'ultimo ha cambiato algoritmo, adottando la distribuzione Gamma nella selezione dei decoy, come vedremo in seguito.

4.4 Attacchi

Prima di procedere, diamo la seguente definizione.

Definition 1 *Si definisce **età di un mixin** la differenza tra l'altezza del blocco in cui viene utilizzato come mixin e l'altezza del blocco in cui viene prodotto, ovvero minato come output di una transazione.*

In altre parole, se un TXO è registrato come la N -esima transazione sulla blockchain e appare nel set di mixin della M -esima transazione sulla blockchain, allora definiamo l'età di quel mixin come $M - N$.

4.4.1 Influenza della selezione dei decoy sulla privacy

Nel corso degli ultimi anni, differenti studi [32]-[33] hanno mostrato che il modo in cui gli utenti selezionano i decoy delle loro transazioni può influenzare la loro privacy e quella degli altri.

4.4.2 Distribuzione dell'età dei TXO

Gli autori del [32], in cui è possibile trovare maggiori dettagli, hanno dimostrato che l'età di un TXO, al momento del trasferimento da parte del proprietario, segue una distribuzione simile alla distribuzione Gamma. Pertanto, se l'età dei decoy non segue la stessa distribuzione, una semplice analisi sull'età degli input di ciascun TXO può portare a indovinare il TXO realmente speso con una probabilità maggiore di $\frac{1}{l}$. In particolare, per dimostrare ciò, sono state estratte informazioni rilevanti dalla blockchain di Monero, fino al blocco 1288774 (15 aprile 2017) e sono state memorizzate in un database a grafo. In seguito è stato sviluppato un algoritmo iterativo, nel quale, ad ogni iterazione, sono stati segnalati tutti i riferimenti ai mixin che non possono rappresentare la spesa effettiva. Questo perché si era già determinato che l'output corrispondente era stato speso in una transazione diversa. Lo stesso è stato fatto per gli input reali tra ulteriori insiemi di input di transazione. Da questo è risultato che il 63% degli input delle transazioni Monero può essere tracciato grazie a questo approccio. È stato dimostrato inoltre come la vulnerabilità delle transazioni Monero all'analisi deduttiva varia con il numero di mixin scelti dall'utente: le transazioni con più mixin sono significativamente meno deducibili, come ci si potrebbe aspettare. Inoltre, anche tra le transazioni con lo stesso numero di mixin, le transazioni effettuate con versioni successive del software sono meno vulnerabili.

4.4.3 Vulnerabilità condivise tra criptovalute

Nonostante l'analisi sia stata condotta su Monero, poiché l'attacco di deducibilità deriva dalla procedura di campionamento dei mixin, intrinseca al protocollo Cryptonote, le altre criptovalute basate su di esso condividono le stesse vulnerabilità. Ad esempio, per Bytecoin, la prima implementazione del protocollo Cryptonote, si è dedotto l'input reale per il 29% degli input delle transazioni con 1 o più mixin. Sebbene questo tasso sia inferiore rispetto a Monero, si ipotizza che sia il risultato di un minor utilizzo di Bytecoin.

4.4.4 Euristica del TXO più recente

In un altro studio [34], gli autori hanno dimostrato che, nella maggior parte dei casi, il TXO più recente nel set di mixin è quello realmente speso. Hanno verificato la loro euristica mediante simulazione e hanno mostrato che il 99,5% degli input delle transazioni può essere tracciato utilizzando questo semplice attacco. Nonostante dall'aprile del 2015 gli sviluppatori di Monero siano passati a una distribuzione triangolare per selezionare i TXO precedenti come decoy, utilizzando lo stesso attacco, ancora il 96% delle transazioni può essere tracciato.

4.4.5 Distribuzione Gamma per la selezione dei decoy

Seguendo il suggerimento proposto dagli autori di [32], Monero è poi passato alla distribuzione Gamma per la selezione dei decoy. L'uso di una distribuzione migliore, cioè una distribuzione più vicina alla distribuzione dell'età dei TXO realmente spesi, può rendere alcuni attacchi meno efficaci, come quello proposto in [34]. Tuttavia, poiché il comportamento degli utenti cambia nel tempo [35], è difficile trovare e seguire costantemente la distribuzione dell'età dei TXO realmente spesi e selezionare i decoy delle transazioni utilizzando esattamente la stessa distribuzione di età.

4.4.6 Attacco basato sui record delle transazioni precedenti

In [33] è stato proposto un ulteriore attacco, che sfrutta i record delle transazioni precedenti sulla blockchain per ottenere ipotesi probabilistiche sui TXO effettivamente spesi in una transazione. In particolare è stata costruita una transazione malevola per ridurre la k -anonimità o persino de-anonimizzare le transazioni Monero, con effetti simili al caso zero mixin.

4.4.7 Attacco basato sulla probabilità di selezione dei mixin

Nell'articolo [36] viene descritto un attacco basato sull'idea che, dato che gli algoritmi di selezione dei mixin sono di tipo probabilistico, c'è la possibilità che alcuni TXO vengano involontariamente ignorati da altri utenti e non vengano utilizzati come mixin in nessuna transazione, ma piuttosto come TXO effettivamente spesi.

Supponendo che la rete approvi soltanto transazioni con anelli di dimensione pari a l . Sia $P_t(n)$ la probabilità che un nuovo TXO, X_N , venga trasferito quando esattamente n nuovi TXO sono registrati sulla blockchain dopo di esso. Sia $\epsilon(n)$ la probabilità che un TXO rimanga non speso dopo n TXO, la cui dipende dal comportamento degli utenti. In particolare, se una criptovaluta viene principalmente utilizzata come mezzo di scambio, dove gli utenti scambiano frequentemente la valuta per beni e servizi, allora $\epsilon(n)$ potrebbe essere molto vicino a zero per un n sufficientemente grande. Di seguito assumiamo che $\epsilon(n)$ abbia un valore trascurabile per grandi n al fine di rendere le equazioni più trattabili, tuttavia, gli attacchi proposti possono essere utilizzati per qualsiasi valore di $\epsilon(n)$. Sia $P_f(\cdot)$ è la distribuzione che l'algoritmo di selezione del mixin utilizza per selezionare i decoy e $P_0(K)$ è la probabilità che un TXO specifico rimanga ignorato per K transazioni, cioè non utilizzato come decoy nelle successive K transazioni, dopo essere stato emesso.

Sia X_i l' i -esimo TXO sulla blockchain. Supponiamo, per ogni X_N , di esaminare gli insiemi di mixin di tutte le transazioni con output in $\{X_{N+1}, \dots, X_{N+K}\}$. Se X_N compare nell'insieme di mixin di una sola transazione, allora è molto probabile che X_N sia il vero TXO speso in quella transazione. Se K è sufficientemente grande, allora il tasso di errore diminuisce e di conseguenza l'inferenza avrà una precisione maggiore in quanto i TXO sono spesi dall'utente dopo un tempo limitato. La Proposizione 1 fornisce la precisione di tale inferenza.

Proposizione 1: Sia X_N un output di una transazione che viene utilizzato, per la prima volta, come mixin esattamente k_1 transazioni dopo. Se X_N non viene utilizzato come mixin in nessun'altra transazione per almeno k_2 transazioni dopo la prima volta, allora la probabilità che la prima volta che è apparso sulla blockchain sia la sua vera spesa, indicata come $P(A|B_{k_1, k_2})$, è data da

$$P(A|B_{k_1, k_2}) = \frac{P_t(k_1)}{P_t(k_1) + \epsilon(k_1 + k_2) \cdot \frac{1 - (1 - P_f(k_1))^{l-1}}{1 - (1 - P_f(k_1))^{l-1}}}. \quad (6)$$

dove gli eventi A e B_{k_1, k_2} sono definiti come:

- A è l'evento in cui X_N è speso nella k_1 -esima transazione dopo la sua emissione;
- B_{k_1, k_2} è l'evento in cui X_N non viene utilizzato in nessuna delle $k_1 + k_2$ transazioni dopo la sua emissione, tranne per la k_1 -esima.

Sia K il numero più piccolo per il quale $\epsilon(K)$ è trascurabile rispetto a $P_t(k_1)$ per tutti i k_1 minori di K . Allora, per tutti i k_1 e k_2 dove $k_1 + k_2 > K$, la probabilità in (6) è molto vicina a 1 e l'Attacco 1 avrà una precisione molto alta.

Supponendo che $\epsilon(n)$ diminuisca all'aumentare di n , la probabilità che una transazione selezionata casualmente venga tracciata quasi certamente utilizzando l'attacco, indicata con $P_r(Attacco1)$, è data da:

$$P_r(Attacco1) \approx P_0(K + 1). \quad (4.1)$$

È importante notare che, nonostante gli utenti di Monero utilizzino diversi codici sorgente, ciascuno con algoritmi differenti per la selezione dei mixin, questo tipo di attacco rimane applicabile, anche se valutare l'efficacia in questo contesto risulta complesso.

Bibliografia

- [1] Hyungmin Cho. Asic-resistance of multi-hash proof-of-work mechanisms for blockchain consensus protocols. *IEEE Access*, PP:1–1, 10 2018.
- [2] Nicolas van Saberhagen. Cryptonote v 2.0. <https://bytecoin.org/old/whitepaper.pdf>, 2013. October 17, 2013.
- [3] Tatsuaki Okamoto and Kazuo Ohta. Universal electronic cash. In *Annual international cryptology conference*, pages 324–337. Springer, 1991.
- [4] Peter E Hart, Nils J Nilsson, and Bertram Raphael. A formal basis for the heuristic determination of minimum cost paths. *IEEE transactions on Systems Science and Cybernetics*, 4(2):100–107, 1968.
- [5] Fergal Reid and Martin Harrigan. *An analysis of anonymity in the bitcoin system*. Springer, 2013.
- [6] Stefan Katzenbeisser Kay Hamacher. Bitcoin, an analysis, 2011. =<http://www.youtube.com/watch?v=hlWyTqL1hFA>.
- [7] Dorit Ron and Adi Shamir. Quantitative analysis of the full bitcoin transaction graph. In *Financial Cryptography and Data Security: 17th International Conference, FC 2013, Okinawa, Japan, April 1-5, 2013, Revised Selected Papers 17*, pages 6–24. Springer, 2013.
- [8] Mixing services. https://en.bitcoin.it/wiki/Category:Mixing_Services. Accessed: 2024-06-07.
- [9] Ezyang. Secure multiparty bitcoin anonymization. <http://blog.ezyang.com/2012/07/secure-multiparty-bitcoin-anonymization>, 2012. Accessed: 2024-06-07.
- [10] Bip 0034 specification. https://en.bitcoin.it/wiki/BIP_0034#Specification. Accessed: 2024-06-07.
- [11] Mining hardware comparison. https://en.bitcoin.it/wiki/Mining_hardware_comparison. Accessed: 2024-06-07.
- [12] Contracts. <https://en.bitcoin.it/wiki/Contracts>. Accessed: 2024-06-07.
- [13] Script. <https://en.bitcoin.it/wiki/Script>. Accessed: 2024-06-07.
- [14] D. Chaum and E. van Heyst. Group signatures. In *Advances in Cryptology EUROCRYPT '91*, volume 547 of *Lecture Notes in Computer Science*, pages 257–265. Springer, 1991.
- [15] Ronald L. Rivest, Adi Shamir, and Yael Tauman. How to leak a secret. In *Proceedings of the 7th International Conference on the Theory and Application of Cryptology and Information Security: Advances in Cryptology*, pages 552–565, December 09–13 2001.
- [16] E. Fujisaki and K. Suzuki. Traceable ring signature. *IEICE Trans. of Fund.*, E91-A(1):83–93, 2008. Presented in PKC 2007, LNCS 4450.
- [17] D. J. Bernstein, N. Duif, T. Lange, P. Schwabe, and B. Yang. High-speed high-security signatures. *Journal of Cryptographic Engineering*, 2(2):77–89, September 2012.
- [18] Cynthia Dwork, Andrew Goldberg, and Moni Naor. On memory-bound functions for fighting spam. In *Advances in Cryptology / CRYPTO 2003*, volume 2729 of *Lecture Notes in Computer Science*, pages 426–444. Springer, 2003.

- [19] Fabien Coelho. Exponential memory-bound functions for proof of work protocols, 2005.
- [20] Colin Percival. Stronger key derivation via sequential memory-hard functions. Presented at BSDCan'09, May 2009.
- [21] Litecoin. <http://litecoin.org>. Accessed: 2024-06-07.
- [22] Zonghao Feng and Qiong Luo. Evaluating memory-hard proof-of-work algorithms on three processors. *Proc. VLDB Endow.*, 13(6):898–911, feb 2020.
- [23] Guido Bertoni, Joan Daemen, Michaël Peeters, and Gilles Van Assche. The keccak reference (2011). URL <http://keccak.noekeon.org>, 2011.
- [24] Keccak Team. Note on keccak parameters and usage. <https://keccak.team/files/NoteOnKeccakParametersAndUsage.pdf>.
- [25] Advance Encryption Standard. Federal information processing standard (fips) publication 197. *National Bureau of Standards, US Department of Commerce, Washington, DC*, 2001. <https://nvlpubs.nist.gov/nistpubs/FIPS/NIST.FIPS.197.pdf>.
- [26] Keccak Team. Note on keccak parameters and usage. <https://keccak.team/files/NoteOnKeccakParametersAndUsage.pdf>.
- [27] Jean-Philippe Aumasson, Luca Henzen, Willi Meier, and Raphael C-W Phan. Sha-3 proposal blake. *Submission to NIST*, 92:194, 2008.
- [28] Grøstl Team. Groestl-256, 2011.
- [29] Hongjun Wu. The hash function jh. *Submission to NIST (round 3)*, 6, 2011.
- [30] Bruce Schneier, Stefan Lucks, Niels Ferguson, Doug Whiting, Mihir Bellare, Tadayoshi Kohno, Jon Callas, and Jesse Walker. Skein: A family of hash functions. In *Submission to NIST (Round 3)*, 2010.
- [31] Tevador. Randomx. <https://github.com/tevador/RandomX/>, 2024. Accessed: 2024-06-11.
- [32] E. Heilman K. Lee H. Heffan S. Srivastava K. Hogan J. Hennessey A. Miller A. Narayanan et al. M. Moser, K. Soska. An empirical analysis of traceability in the monero blockchain. pages 143–163, 2018.
- [33] R. Steinfeld D. A. Wijaya, J. Liu and D. Liu. Monero ring attack: Recreating zero mixin transaction effect. pages 1196–1201, 2018.
- [34] S. Tople A. Kumar, C. Fischer and P. Saxena. A traceability analysis of monero’s blockchain. pages 153—173, 2017.
- [35] S. Noether A. Mackenzie and M. C. Team. Improving obfuscation in the cryptonote protocol.
- [36] J. Yu N. Zlatanov S. Aeeneh, J. Chervinski. New attacks on the untraceability of transactions in cryptonote-style blockchains.