

비트코인: 개인 대 개인 전자 화폐 시스템

Satoshi Nakamoto
satoshin@gmx.com
www.bitcoin.org

Translated into Korean v1.2 from bitcoin.org/bitcoin.pdf
by Mincheol Im imc@live.co.kr | encodent.com/bitcoin

초록. 순수한 개인 대 개인 버전 전자 화폐는 금융기관을 거치지 않고 한 쪽에서 다른 쪽으로 직접 전달되는 온라인 결제(payments)를 실현한다. 전자 서명은 부분적인 솔루션을 제공하지만, 만일 이중지불(double-spending)을 막기 위해 여전히 신뢰받는 제 3자를 필요로 한다면 그 주된 이점을 잃게 된다. 우리는 개인 대 개인 네트워크를 사용해 이중지불 문제를 해결하는 솔루션을 제안한다. 이 네트워크는 거래를 해싱해 타임스탬프를 찍어서 해시 기반 작업증명(proof-of-work)을 연결한 사슬로 만들고, 작업증명을 재수행하지 않고서는 변경할 수 없는 기록을 생성한다. 가장 긴 사슬은 목격된 사건의 순서를 증명할 뿐 아니라, 그게 가장 광대한 CPU 파워 풀에서 비롯했음을 증명하기도 한다. 과반의 CPU 파워가 네트워크 공격에 협력하지 않는 노드에 통제되는 한, 그 힘은 가장 긴 사슬을 만들어내며 공격자를 압도한다. 이 네트워크 스스로는 최소한의 구조만을 요구한다. 메시지는 최선의 노력을 다해(on a best effort basis) 퍼져나가고, 노드는 자기가 빠진 사이에 벌어진 거래의 증명으로 가장 긴 작업증명 사슬을 채택함으로써 뜻대로 네트워크를 떠났다가 재합류할 수 있다.

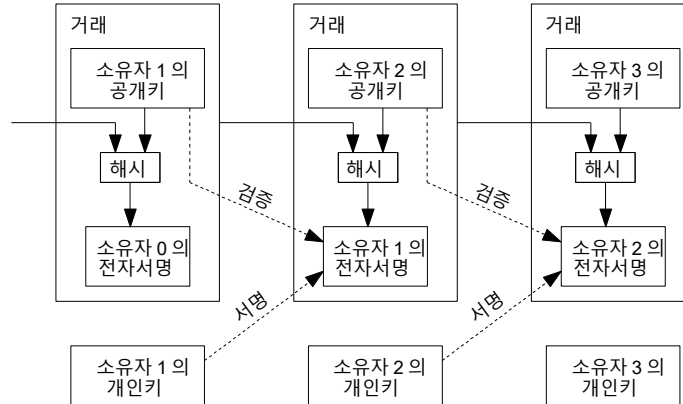
1. 서론

인터넷 기반 상거래는 전자 결제를 처리할 신뢰받는 제 3자 역할을 거의 전적으로 금융기관에 의존해 왔다. 이 시스템은 대다수 거래에 충분히 잘 동작하지만, 여전히 신뢰 기반 모델의 태생적 약점을 극복하지 못한다. 금융기관은 분쟁 중재를 피할 수 없기에, 완전한 비가역 거래는 실제로 가능하지 않다. 중재 비용은 거래 비용을 높여, 실거래 최소 규모를 제한하고 소액의 일상적 거래 가능성을 가로막으며, 비가역 서비스에 맞는 비가역 결제 기능의 상실로 더 큰 비용이 발생한다. 가역성때문에 신뢰 결핍(the need for trust)이 퍼진다. 상거래자(Merchants)는 많은 정보를 요구하지 않을 경우보다 더 그를 괴롭히는 고객을 경계해야 한다. 사기의 일정 비율은 불가피한 것으로 간주된다. 이런 비용과 결제 불확실성은 대면 거래에 물리적 통화(currency)를 사용해 피할 수 있지만, 통신 채널로 신뢰(받는 제 3자) 없이 결제를 수행할 방법은 존재하지 않는다.

필요한 것은 신뢰 대신 암호학적 증명(cryptographic proof)에 기반해, 거래 의사가 있는 두 당사자가 신뢰받는 제 3자를 필요로 하지 않고 서로 직접 거래하게 해주는 전자 화폐 시스템이다. 철회가 전산적으로 불가능한 거래는 사기로부터 판매자를 보호하고, 통상적인 제 3자 예치(escrow) 방법은 구매자를 보호하기 위해 쉽게 구현될 수 있다. 이 논문에서, 우리는 거래 시간순의 전산적 증명을 생성하는 개인 대 개인간 분산 타임스탬프 서버를 사용한 이중지불 문제의 솔루션을 제안한다. 이 시스템은 정직한 노드가 공격자 노드의 협력 그룹보다 총체적으로 더 많은 CPU 파워를 통제하는 한 보안상 안전하다.

2. 거래

우리는 디지털 서명의 사슬로써 전자적 화폐(electronic coin)를 정의한다. 각 소유자는 화폐를 송금할 때 먼젓번 거래 내역 및 다음 소유자 공개키의 해시값에 전자적으로 서명을 하고 이 정보를 이 화폐의 끝에 첨가한다. 수금자(payee)는 그 소유권(ownership)의 사슬을 검증할 서명을 검증할 수 있다.

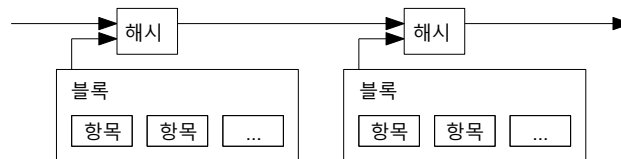


이 과정상 문제는 수금자가 소유자 가운데 누군가 화폐를 이중지불하지 않았는지 검증할 수 없다는 점이다. 통상적인 해법은 신뢰받는 중앙통제기관(trusted central authority)이나 조폐국(mint)을 세우고 모든 거래마다 이중지불 여부를 점검하는 것이다. 거래를 마칠 때마다 이 화폐는 조폐국으로 회수돼 새로운 화폐로 발행돼야 하고, 조폐국에서 직접 발행된 화폐만이 이중지불되지 않았다는 신뢰를 받는다. 이 해법을 적용시 문제는 전체 통화체계(the entire money system)가, 은행처럼 모든 거래가 거쳐가야하는, 조폐국을 운영하는 회사에 의존한다는 점이다.

우리에게는 먼젓번 소유자가 이전에 어떤 거래에도 서명하지 않았음을 수금자에게 알릴 수단이 필요하다. 이런 목적에서 우리는 가장 앞선 거래 하나를 인정하고, 이후 이중지불 시도에는 신경쓰지 않는다. 그런 (이중 지불된) 거래가 없음을 확인할 유일한 방법은 모든 거래를 인식하는 것뿐이다. 조폐국 기반 모델에서, 조폐국은 모든 거래를 인식했고 최초로 받은 거래를 (승인 대상으로) 결정했다. 어떤 신뢰받는 자도 없이 이 방식을 실현하려면, 거래는 공개적으로 알려져야 하고[1], 참가자들에게는 그걸 받은 순서의 단일한 이력에 합의하는 시스템이 필요하다. 수금자는 각 거래의 시점에 그게 최초로 받은 거래임을 노드 다수가 동의했다는 증명을 요한다.

3. 타임스탬프 서버

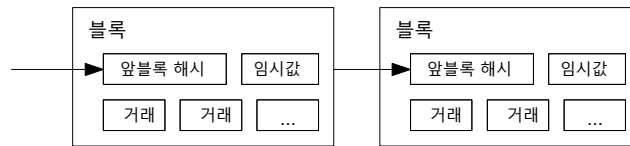
우리가 제안하는 해법은 타임스탬프 서버로 시작한다. 타임스탬프 서버는 타임스탬프가 찍힌 항목 블록의 해시를 가져가 그 해시를 신문이나 유즈넷 게시물[2-5]처럼 널리 배포하는 식으로 작동한다. 이 타임스탬프는 그 데이터가, 명백히, 해시(과정)에 들어가기 위해 해당 시각부터 존재했음을 증명한다. 각 타임스탬프는 그 해시 안에 먼젓번 타임스탬프를 포함하고, 그에 앞선 것들을 하나씩 연장하는(reinforcing the ones) 타임스탬프가 찍힌 사슬을 생성한다.



4. 작업증명

개인 대 개인 기반으로 분산 타임스탬프 서버를 구현하기 위해 우리는 신문이나 유즈넷 게시물 대신 애덤 백의 해시캐시(Adam Back's Hashcash)와 유사한 작업증명 시스템[6]을 사용할 필요가 있다. 작업증명은 SHA-256 같은 걸로 해시 연산을 거친 결과가 0 비트(zero bits) 여러 개로 시작할, 특정 값을 찾는 작업을 수반한다. 여기에 평균적으로 필요한 연산 작업은 결과값에 필요한 0 비트 개수에 따라 지수적으로 달라지며 해시 연산을 한 번 실행하는 걸로 검증될 수 있다.

타임스탬프 네트워크용으로, 우리는 블록의 해시에 필요한 0 비트를 주는 값이 발견될 때까지 블록 안에 임시값을 증분(incrementing a nonce)하는 것으로 작업증명을 구현했다. CPU 동작(CPU effort)이 한 번 작업증명을 충족하는 데 동원됐다면, 그 블록은 해당 작업을 재수행하지 않고는 변경될 수 없다. 그 뒤에 이어서 나중에 생성된 블록이 연결되는만큼, 그 블록을 변경하는 재수행 작업은 그 뒤 모든 블록을 생성하는 연산까지 포함한다.



작업증명은 다수결(majority decision making)의 대표성 문제도 해결한다. IP 주소당 1 표에 기반한 다수 조건이라면 누구든지 많은 IP를 할당할 수 있는 이에 의해 장악될(subverted) 수 있다. 작업증명은 기본적으로 CPU 당 1 표다. 다수의사는 최다 작업증명 동작이 투입된 가장 긴 사슬로 대표된다. 만일 다수 CPU 파워가 정직한 노드에 의해 통제된다면, 가장 정직한 사슬이 가장 빠르게 늘어나 다른 경쟁 사슬을 압도(outpace)할 것이다. 과거 블록을 변경하려면 공격자는 그 블록과 그 뒤를 잇는 모든 블록의 작업증명을 재수행해야 하고 그러면서 가장 정직한 노드들의 작업을 따라잡아 앞질러야 한다. 뒤에서 우리는 이어지는 블록이 추가될수록 더 느린 공격자가 따라잡을 확률이 지수적으로 감소함을 보이겠다.

시간이 지날수록 노드를 구동하는 하드웨어의 속도 증가와 변화하는 관여도(interest)를 보상하기 위해, 작업증명 난도(difficulty)는 시간당 평균 블록 수에 따른 평균 목표치를 조정해 결정된다. 그것들(블록)이 너무 빨리 생성되면 난도가 증가한다.

5. 네트워크

네트워크를 실행하는 단계는 다음과 같다:

- 1) 새로운 거래가 모든 노드에 브로드캐스트된다.
- 2) 각 노드가 새로운 거래를 블록에 수집한다.
- 3) 각 노드가 그 블록에 맞는 난도의 작업증명을 찾아 나선다.
- 4) 노드가 작업증명을 찾은 시점에, 거기서 모든 노드로 그 블록을 브로드캐스트한다.
- 5) 노드는 모든 거래가 유효하며 아직 지불되지 않았다는 조건에 맞을 경우에만 그 블록을 승인한다.
- 6) 노드는 블록 승인을 표현하기 위해 먼저번 해시로 승인된 블록의 해시를 사용해 사슬 안에 다음 블록을 생성한다.

노드는 항상 가장 긴 사슬을 정확한 것으로 간주하고 그걸 잇는 작업을 지속한다. 만일 두 노드가 동시에 다음 블록의 서로 다른 버전을 브로드캐스트하면, 어떤 노드는 그 중 하나 또는 다른 것을 먼저 받을 수 있다. 이 경우 그들이 먼저 받은 것을 작업하지만, 다른 브랜치도 저장해 그게 더 길어질 경우에 대비한다. 이 동수(tie)는 다음 작업증명이 발견되면서 깨지고 한쪽 브랜치가 더 길어진다. 다른 브랜치를 작업하던 노드는 그 뒤 더 긴 브랜치로 전환한다.

새로운 거래 브로드캐스트가 반드시 모든 노드에 도달할 필요는 없다. 브로드캐스트는 많은 노드에 도달하는대로 곧 한 블록 안에 들어간다. 블록 브로드캐스트는 또한 메시지 누락에 내성을 갖는다. 만일 노드가 블록을 받지 못하면 그는 다음 블록을 받을 때 누락된 것을 알아차리고 그걸 요청한다.

6. 인센티브

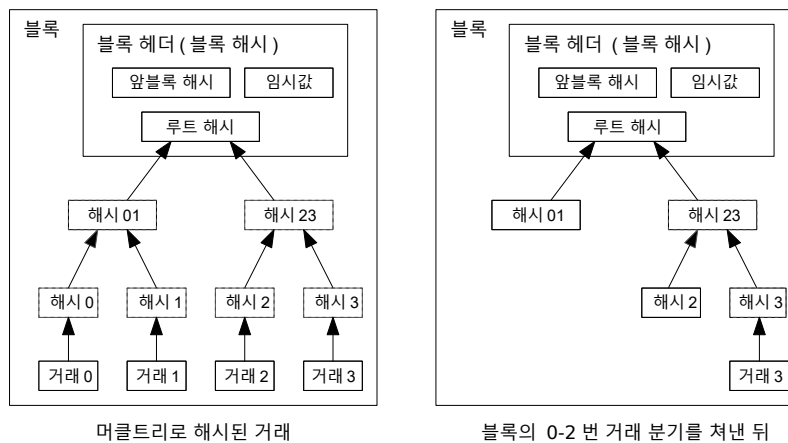
관례상 블록 안의 첫 거래는 블록을 만든 이의 몫이 될 새 화폐로 시작하는 특별한 거래다. 이는 화폐를 발행하는 중앙기관 없이, 노드가 네트워크를 지원할 인센티브를 더해 주며 초기에 발행한 화폐를 유통할 방법을 제공한다. 새 화폐를 일정량 꾸준히 추가하는 것은 금 채굴자가 유통하는 금을 추가하기 위해 자원을 소비하는 것과 유사하다. 우리의 경우 소비되는 것은 CPU 시간과 전기다.

이 인센티브는 거래 수수료(transaction fees)로 충당될 수도 있다. 만일 거래에서 도출된 가치가 투입된 가치보다 작다면, 그 차이가 거래를 포함한 블록의 인센티브 가치에 더해질 거래 수수료다. 애초 정해 놓은 수만큼의 화폐가 유통되면, 인센티브는 전부 거래 수수료로 바뀌어 인플레이션에서 완전히 자유로워질 수 있다.

이 인센티브는 노드가 계속 정직하게 행동하길 유도하는 데 도움을 줄 수 있다. 만일 탐욕스러운 공격자가 모든 정직한 노드보다 더 많은 CPU 파워를 모을 수 있다면, 그는 그걸 자신의 결제를 도로 훔쳐 사람들을 속이는 데 쓰는 것, 또는 새로운 화폐를 만들어내는 데 쓰는 것 사이에서 선택해야 한다. 그는 규칙대로 움직이는 게 더 이득임을 알게 돼 있는데, 규칙은 그에게 다른 모두의 몫을 합친 것보다, 시스템과 그가 보유한 부의 유효성을 해치는 것보다 더 많은 새 화폐를 배분다.

7. 디스크 공간 회수

화폐 안의 최종 거래가 충분한 블록에 묻히면, 그 전에 지불된 거래는 디스크 공간을 절약하기 위해 폐기될 수 있다. 블록의 해시를 깨지 않고 이걸 촉진하기 위해, 거래는 머클트리(Merkle Tree)[7][2][5]로 해시되며, 그 루트(root)만 블록의 해시 안에 포함된다. 그러면 오래된 블록은 트리의 분기를 쳐냄으로써 작아질 수 있다. 내부 해시는 저장될 필요가 없다.

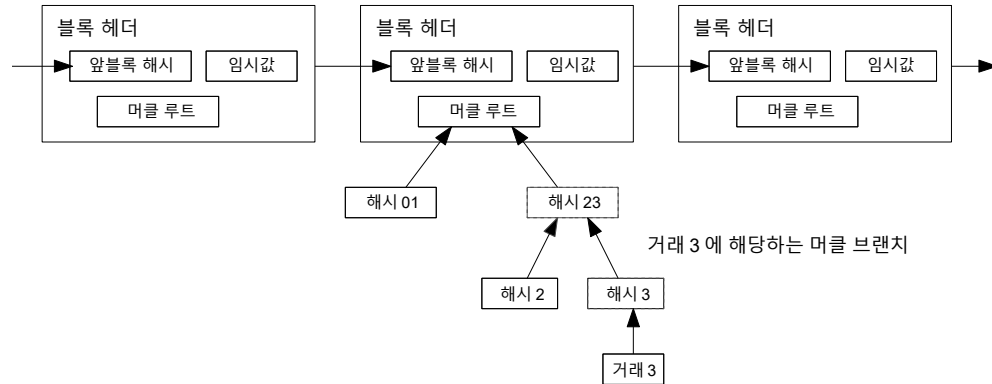


거래가 없는 블록 헤더는 약 80 바이트가 된다. 블록이 10 분마다 만들어진다고 가정하면, $80 \text{ 바이트} \times 6 \times 24 \times 365 =$ 연간 4.2MB 다. 2008 년부터 통상적으로 판매되는 RAM 2GB 짜리 컴퓨터 시스템, 그리고 현재 연간 1.2GB 씩 성장을 예측하는 무어의 법칙으로 보면, 만일 블록 헤더가 메모리에 보존돼야 한다면 저장공간은 문제가 되지 않는다.

8. 간소화한 결제 검증

결제 검증은 전체 네트워크 노드를 구동하지 않고도 가능하다. 사용자는 그가 가장 작업증명 사슬을 가졌다고 확신할 때까지 네트워크 노드를 조회해, 얻을 수 있는 가장 긴 사슬의 블록 헤더 사본을 유지하면서, 해당 거래를 타임스탬프가 찍힌 블록에 연결한 머클 분기를 얻기만 하면 된다. 그는 자신의 거래를 검사할 수는 없지만 그걸 사슬 내 장소에 연결함으로써, 네트워크 노드가 그걸 받아들인 것과, 이후 그게 받아들여졌음을 확인한 뒤 추가된 블록을 볼 수 있다.

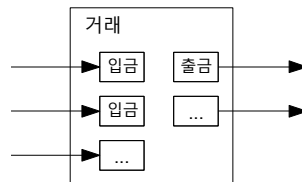
최장 작업증명 사슬



이처럼, 네트워크를 제어하는 노드가 정직한 한 검증은 믿을만하지만, 만일 네트워크가 공격자에 의해 과점 된다면 더 취약해진다. 네트워크 노드가 거래를 자체 검증할 수 있긴 하지만, 간소화한 방법은 공격자가 네트워크를 계속 과점할 수 있는 한 그가 조작한 거래에 속을 수 있다. 이를 방어하기 위한 한 가지 전략은 네트워크 노드가 유효하지 않은 블록을 탐지해 그 경고를 받을 때, 사용자의 소프트웨어가 그 온전한 블록을 내려받게 하고 경고된 거래에 그 모순(inconsistency)을 확인하게 하는 것이다. 아마도 수금이 잦은 비즈니스는 여전히 더 독립적인 보안과 더 빠른 검증을 위해 그들의 자체 노드 구동을 원할 것이다.

9. 가치 합치기와 나누기

화폐를 독립적으로 다루는 것은 가능하더라도, 송금에 모든 푼돈(every cent)을 별도 거래로 만드는 건 무리한 일이다. 가치를 나누고 합칠 수 있도록, 거래는 복수의 입출금을 포함한다. 일반적으로 입금은 더 큰 먼첫번 거래의 단수 입금 또는 더 작은 양을 결합한 복수 입금이며, 출금은 지불용 출금 하나와 만일 있다면 송금인(sender)에게 돌려줄 거스름돈 출금 하나, 이렇게 많아야 둘이다.

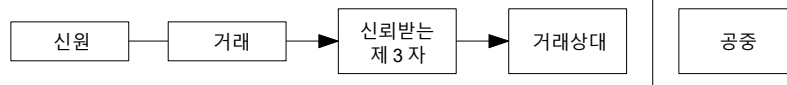


펼친 부채꼴(fan-out)처럼, 거래가 여러 거래에 의존하고 그 여러 거래가 더 많은 거래에 의존하는 것은 문제가 되지 않는다는 것에 주목해야 한다. 완전 독립된(standalone) 거래 내역 사본을 추출해야 할 필요는 전혀 없다.

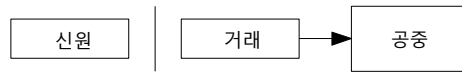
10. 프라이버시

전통적인 은행 모델은 참여 당사자(the parties involved)와 신뢰받는 제 3 자에게 정보 접근을 제한함으로써 일정 수준 프라이버시를 달성한다. 이 방법은 모든 거래를 공개할 필요성에 따라 배제되지만, 공개키 익명성을 보존해 다른 장소에서 정보의 흐름을 끊는 걸로 여전히 프라이버시가 보장될 수 있다. 공중(the public)은 누군가가 다른 누군가에게 보내는 금액을 볼 수 있지만, 그 거래에 연결된 누군가에 대한 정보는 볼 수 없다. 이는 증권거래소에서 공개되는 정보 수준과 비슷하게, 개별 거래 시각과 규모를 나타내는 "테이프(tape)"는 공개되지만, 그 거래 당사자가 누구인지 알지는 못하는 것이다.

전통적 프라이버시 모델



새 프라이버시 모델



부가적인 방책으로, 각 거래마다 새로운 키 쌍이 사용돼야 그 어떤 공통된 소유자에게 연결되는 일을 계속 피할 수 있다. 여러 입금이 동일 소유자의 소유임을 부득이 드러내는 다중입금 거래에서 어떤 연결은 여전히 불가피하다. 그 거래의 키 소유자가 드러나면, 연결이 동일 소유자에게 속한 다른 거래까지 노출할 위험이 있다.

11. 계산

정직한 사슬보다 더 빨리 대체 사슬을 만들어내려는 공격자의 시나리오를 고려해 보자. 만일 이런 시도가 성공한다 하더라도, 그게 아무것도 없는 곳에서 가치를 만들어내거나 공격자가 소유한 적도 없는 돈을 얻게 만드는 식으로 이 시스템을 무단 변경되도록 허용하진 않는다. 노드는 유효하지 않은 거래를 결제로 받아들이지 않으며, 정직한 노드는 그걸 포함하는 블록을 절대 받아들이지 않는다. 공격자는 오로지 자신의 거래에서 그가 최근 지출한 돈을 거둬들이는 것 하나만을 바꿀 수 있다.

정직한 사슬과 공격자 사슬간의 경주는 이항임의보행(Binomial Random Walk)으로 특징지을 수 있다. 성공 이벤트는 정직한 사슬이 그 우위(lead)를 +1 만큼 늘리는 블록 하나를 연장한 것이고, 실패 이벤트는 공격자 사슬이 그 격차를 -1 만큼 좁히는 블록 하나를 연장한 것이다.

공격자가 주어진 열세를 따라잡을 확률은 도박꾼의 파산(Gambler's Ruin) 문제와 유사하다. 도박꾼이 무제한의 신용을 갖고 열세로 시작하고 손익분기(breakeven)에 도달하려는 시도를 잠재적으로 무한한 횟수에 걸쳐 시행한다고 가정해 보자. 우리는 그가 점차 손익분기에 도달할 확률, 다시말해 공격자가 정직한 사슬을 따라잡을 확률을 다음과 같이 계산할 수 있다 [8]:

p = 정직한 노드가 다음 블록을 발견할 확률
 q = 공격자가 다음 블록을 발견할 확률
 q_z = 공격자가 z 블록 뒤에서부터 따라잡을 확률

$$q_z = \begin{cases} 1 & \text{if } p \leq q \\ (q/p)^z & \text{if } p > q \end{cases}$$

$p > q$ 라 가정하면, 공격자가 따라잡아야 하는 블록 수가 늘어날수록 그럴 수 있는 확률은 지수적으로 감소한다. 그에게 주어진 조건상, 만일 그가 초기에 운 좋게 앞으로 치고나가지 못한다면, 그의 기회는 그가 뒤쳐질수록 보이지 않을만큼 작아진다.

이제 송금인이 새로운 거래를 변경할 수 없다고 충분히 확신하기 전까지 수취인(recipient)이 얼마나 오래 기다려야 할지 고려해 보자. 송금인을 수취인이 자신에게 지불받았다고 한동안 믿게 하고, 얼마간 시간이 흐르면 지불한 돈을 되찾고 싶어하는 공격자라 가정한다. 거래 수신자(receiver)는 그런 일이 생길 때 경고를 받겠지만, 송금인은 그게 늦기를 바란다.

수신자는 새로운 키 쌍을 생성하고 서명 직전에 송금인에게 공개키를 준다. 이는 송금인이 운 좋게 충분히 앞설 때까지 계속 그 작업을 수행함으로써 미리 블록의 사슬을 준비하지 못하게 방지하고, 그 시점에 거래를 실행한다. 거래가 한 번 발신되면, 이 부정직한(dishonest) 송금인은 몰래 그의 거래를 대신할 버전으로 사슬 작업을 병행하기 시작한다.

수신자는 해당 거래가 블록에 추가되고 그 뒤에 z 블록이 연결될 때까지 기다린다. 그는 공격자가 (블록 처리를) 진척시킨 규모를 알지 못하지만, 정직한 블록이 예상되는 블록당 시간 평균치를 따른다고 가정하면, 공격자의 잠재적 진척도는 기대값을 갖는 푸아송 분포(Poisson distribution)가 될 것이다:

$$\lambda = z \frac{q}{p}$$

현재 공격자가 여전히 따라잡을 수 있는 확률을 얻기 위해, 그가 해당 시점부터 따라잡을 수 있는 확률로 만들어낼 각 진척 규모별 푸아송 밀도를 곱한다:

$$\sum_{k=0}^{\infty} \frac{\lambda^k e^{-\lambda}}{k!} \cdot \begin{cases} (q/p)^{(z-k)} & \text{if } k \leq z \\ 1 & \text{if } k > z \end{cases}$$

분포의 무한꼬리 합산을 피하도록 정리하고...

$$1 - \sum_{k=0}^z \frac{\lambda^k e^{-\lambda}}{k!} (1 - (q/p)^{(z-k)})$$

C 코드로 바꿔서...

```
#include <math.h>
double AttackerSuccessProbability(double q, int z)
{
    double p = 1.0 - q;
    double lambda = z * (q / p);
    double sum = 1.0;
    int i, k;
    for (k = 0; k <= z; k++)
    {
        double poisson = exp(-lambda);
        for (i = 1; i <= k; i++)
            poisson *= lambda / i;
        sum -= poisson * (1 - pow(q / p, z - k));
    }
    return sum;
}
```

결과를 실행하면, z 에 따라 지수적으로 감소하는 확률을 볼 수 있다.

```
q=0.1
z=0    P=1.0000000
z=1    P=0.2045873
z=2    P=0.0509779
z=3    P=0.0131722
z=4    P=0.0034552
z=5    P=0.0009137
z=6    P=0.0002428
z=7    P=0.0000647
z=8    P=0.0000173
z=9    P=0.0000046
z=10   P=0.0000012
```

```
q=0.3
z=0    P=1.0000000
z=5    P=0.1773523
z=10   P=0.0416605
z=15   P=0.0101008
z=20   P=0.0024804
z=25   P=0.0006132
z=30   P=0.0001522
z=35   P=0.0000379
z=40   P=0.0000095
z=45   P=0.0000024
z=50   P=0.0000006
```

0.1% 미만의 P 를 풀면...

```
P < 0.001
q=0.10    z=5
q=0.15    z=8
q=0.20    z=11
q=0.25    z=15
q=0.30    z=24
q=0.35    z=41
q=0.40    z=89
q=0.45    z=340
```

12. 결론

우리는 신뢰에 의존하지 않는 전자거래용 시스템을 제안했다. 강력한 소유권 통제를 제공하는 디지털 서명으로 만든 화폐(coins made from digital signatures)라는 평범한 프레임워크로 시작했지만, 이는 이중지불 방지수단 없이 는 불완전하다. 이를 해결하려고, 우리는 정직한 노드가 CPU 파워 대부분을 통제하면 공격자가 바꾸기는 신속 하게 계산적으로 불가능해지는 공중 거래 이력(a public history of transactions) 기록에 작업증명을 사용하는 개인 대 개인 네트워크를 제안했다. 이 네트워크의 견고함은 그 통일성없는 단순함(unstructured simplicity)에 있다. 노 드는 거의 조정(coordination)없이 한 번에 모두 동작한다. 이들은 메시지가 경로를 지정받아 어떤 특정 위치로 가는 게 아니라 단지 최선의 노력을 다해 전달되면 그만이기 때문에 식별될 필요가 없다. 노드는 마음대로 네트 워크를 떠났다가 그가 없는 동안 벌어진 일의 증명으로 작업증명 사슬을 받아들여 재합류할 수 있다. 이들은 CPU 파워를 사용한 투표로, 유효한 블록을 연장하는 작업을 통해 그걸 승인했음을 나타내고 유효하지 않은 블 록에 대한 작업을 거부함으로써 그걸 기각한다. 어떤 필요 규칙과 유인이든 이 합의 작용(consensus mechanism) 을 통해 집행될 수 있다.

참고문헌

- [1] W. Dai, "b-money," <http://www.weidai.com/bmoney.txt>, 1998.
- [2] H. Massias, X.S. Avila, and J.-J. Quisquater, "Design of a secure timestamping service with minimal trust requirements," In *20th Symposium on Information Theory in the Benelux*, May 1999.
- [3] S. Haber, W.S. Stornetta, "How to time-stamp a digital document," In *Journal of Cryptology*, vol 3, no 2, pages 99-111, 1991.
- [4] D. Bayer, S. Haber, W.S. Stornetta, "Improving the efficiency and reliability of digital time-stamping," In *Sequences II: Methods in Communication, Security and Computer Science*, pages 329-334, 1993.
- [5] S. Haber, W.S. Stornetta, "Secure names for bit-strings," In *Proceedings of the 4th ACM Conference on Computer and Communications Security*, pages 28-35, April 1997.
- [6] A. Back, "Hashcash - a denial of service counter-measure," <http://www.hashcash.org/papers/hashcash.pdf>, 2002.
- [7] R.C. Merkle, "Protocols for public key cryptosystems," In *Proc. 1980 Symposium on Security and Privacy*, IEEE Computer Society, pages 122-133, April 1980.
- [8] W. Feller, "An introduction to probability theory and its applications," 1957.