

- 아월 말단 정지훈

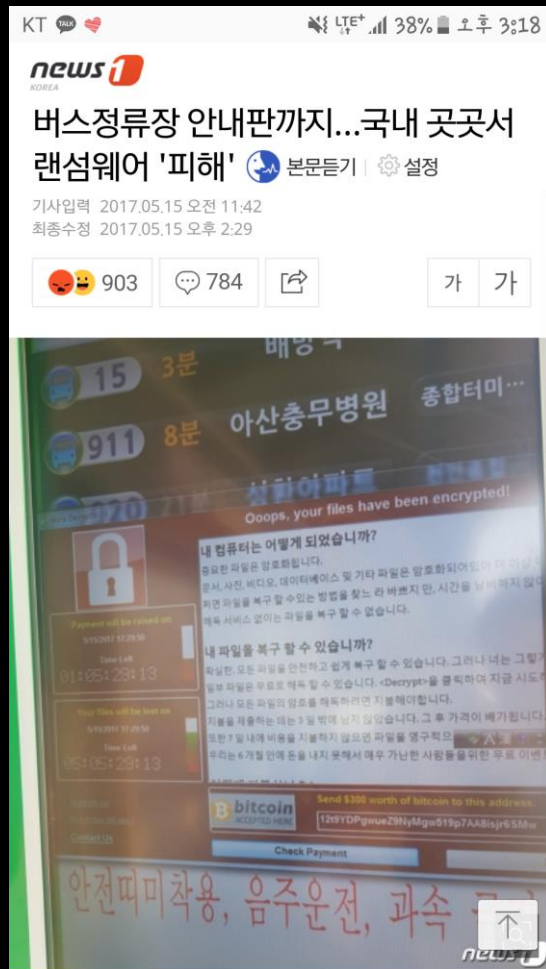
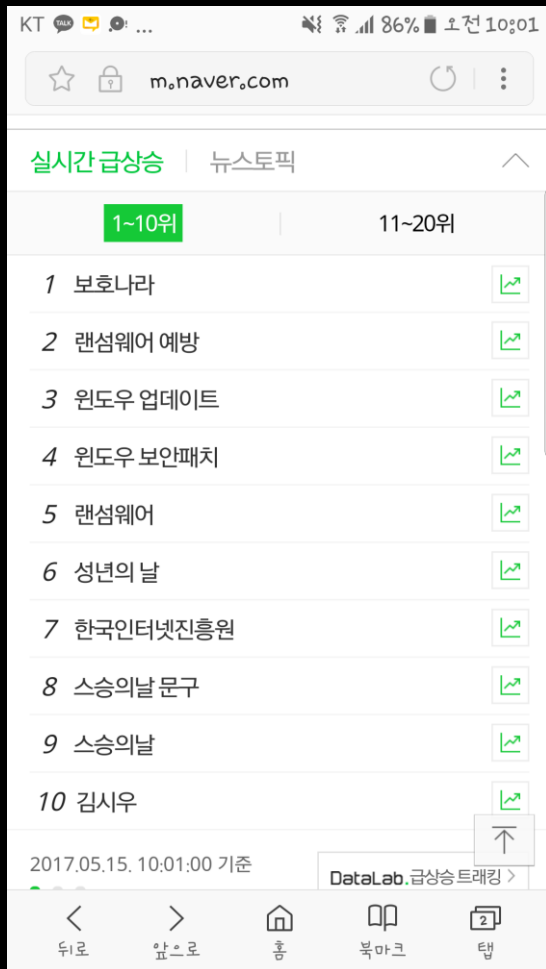
# 암호학 알고리즘



# 발표자 소개

- 16년 아이스월 새터 조
- 16년 2학기 아이스월 가입
- 끝! -.- ㅎㅎ



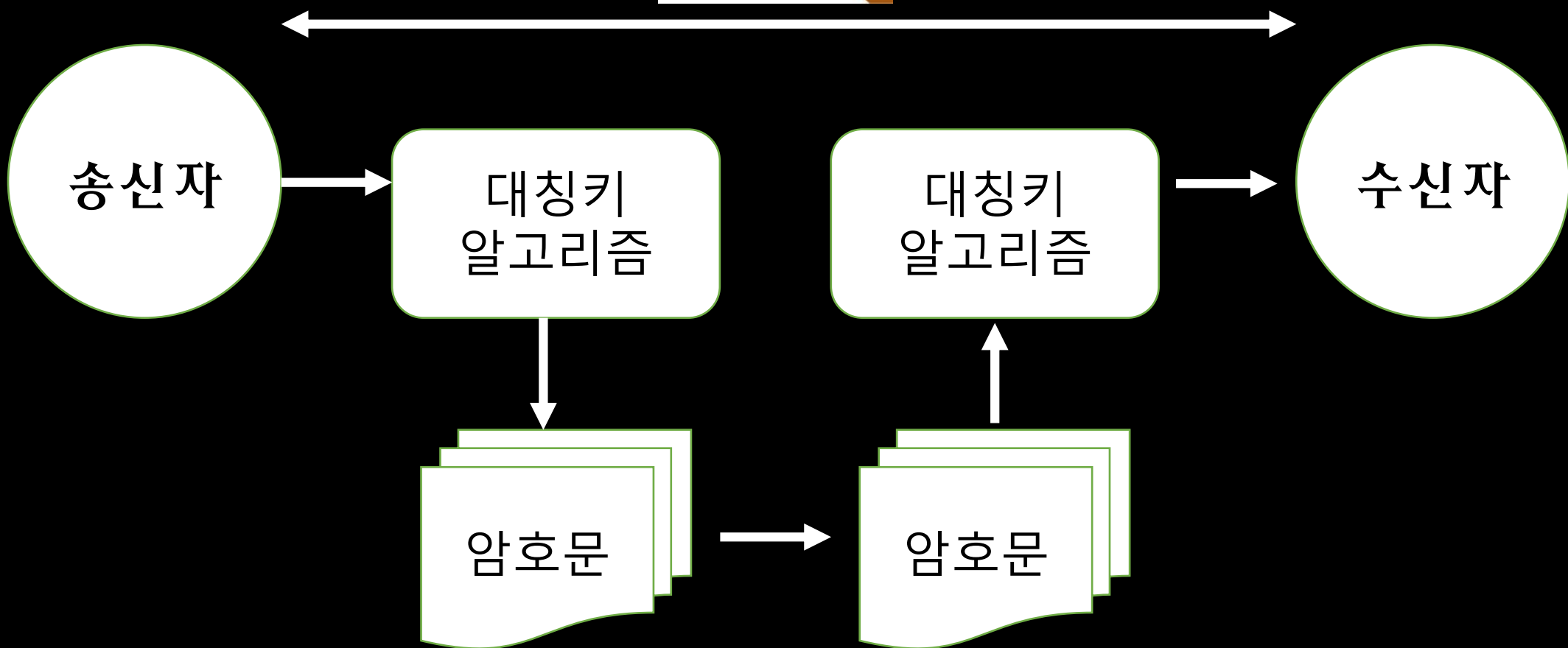




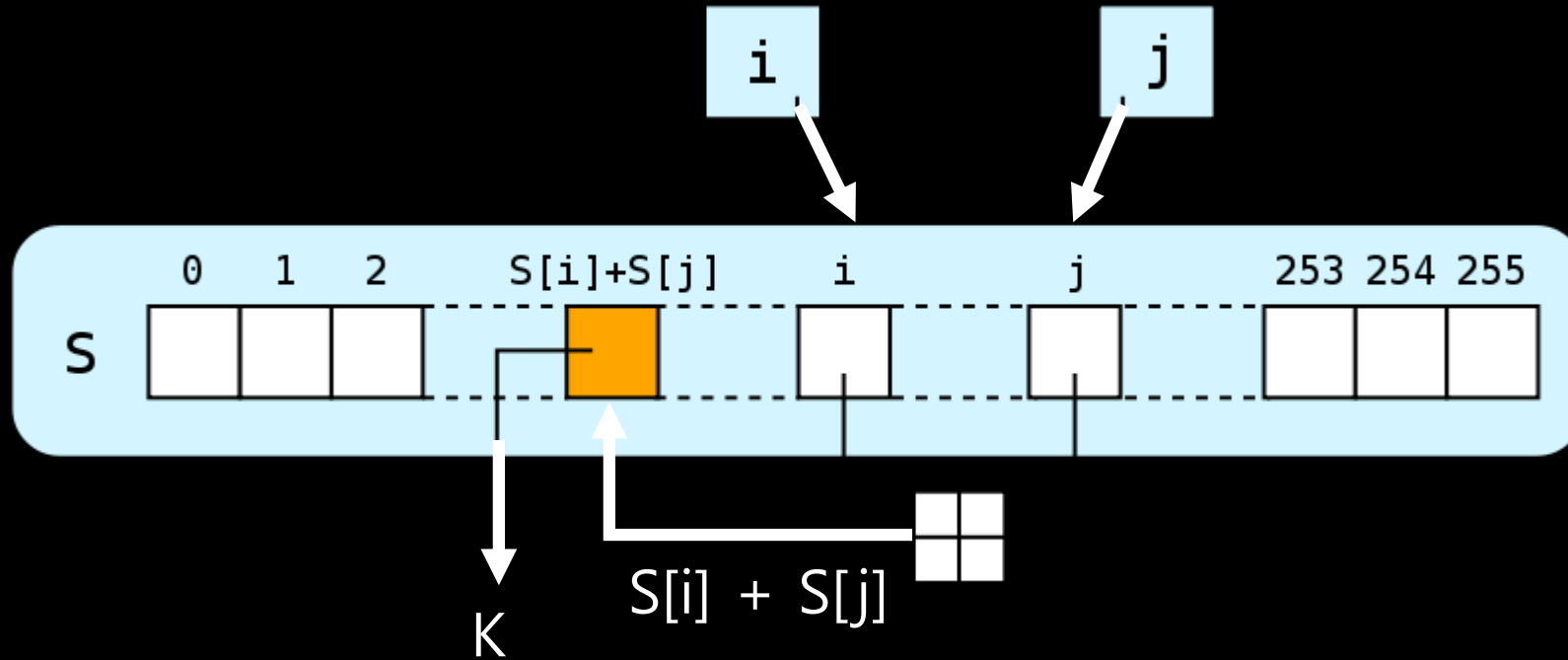


# 대칭 KEY 암호

- 암호화와 복호화에 같은 암호 키
- 암호화 하는 측과 복호화 하는 측이 같은 암호 키 공유



# 스트림 암호



# 문제점

- 키 교환으로 문제 생김



송신자

수신자



# 대칭 KEY 종류

- DES
- AES
- ARIA
- SEED
- 등등

# AES (고급 암호화 표준)

PROSOFT :: 암호화 알고리즘 :: 카피캣의 쉬운 암호학 :: TLS - 나무위키 :: Advanced Encryption Standard

← → ↻ 🔒 안전함 | [https://en.wikipedia.org/wiki/Advanced\\_Encryption\\_Standard](https://en.wikipedia.org/wiki/Advanced_Encryption_Standard)

앱 새 탭 slader 객지 홈페이지 Google 설문지 slackbot | ICEM | 보고서 제출 Java Reference PROSOFT :: 암호화 알고리즘 암호학 - 암호학과, 우

3. AddRoundKey.

### The SubBytes step [edit]

In the SubBytes step, each byte of the state is replaced with its entry in a fixed 8-bit substitution box,  $S$ . This operation provides the non-linearity of the cipher. The S-box is derived from the multiplicative inverse in the finite field  $GF(2^8)$  and has good non-linearity properties. To avoid the S-box being too simple, the S-box is constructed as an invertible affine transformation. The S-box is a permutation of the 256 possible bytes (and so is a derangement), and also any opposite fixed points, i.e.,  $S(a_{i,j}) \oplus a_{i,j} = 0$ . In the inverse operation, the InvSubBytes step (the inverse of the SubBytes step) is used, which requires first taking the inverse of the affine transformation and then the multiplicative inverse in  $GF(2^8)$ .

### The ShiftRows step [edit]

The ShiftRows step operates on the rows of the state, shifting each row by a different offset. For AES, the first row is left unchanged. Each byte of the second row is shifted one to the left, the third row is shifted by offsets of two and three respectively. For blocks of sizes 128 bits and 192 bits, the shift offsets are one and two respectively. For blocks of sizes 256 bits and 384 bits, the shift offsets are one, three and four respectively. In this way, each column of the output state is the result of a circular shift of the corresponding column of the input state. (Rijndael variants with a larger block size have slightly different offsets). For a 256-bit block, the shift offsets for the second, third and fourth row is 1 byte, 3 bytes and 4 bytes respectively—this change only applies to Rijndael variants, as AES does not use 256-bit blocks. The importance of this step is to avoid the columnar attack, which breaks into four independent block ciphers.

### The MixColumns step [edit]

*Main article: Rijndael mix columns*

In the MixColumns step, the four bytes of each column of the state are combined using an invertible linear transformation. This function takes four bytes as input and outputs four bytes. Each input byte affects all four output bytes, providing diffusion in the cipher.

During this operation, each column of the state is multiplied by a fixed matrix (matrix left-multiplied by column groups of four bytes in the state):

$$\begin{bmatrix} 2 & 3 & 1 & 1 \\ 1 & 2 & 3 & 1 \\ 1 & 1 & 2 & 3 \\ 3 & 1 & 1 & 2 \end{bmatrix}$$

Matrix multiplication is composed of multiplication and addition of the entries. Entries are 8-bit bytes treated as coefficients of polynomial of order 3.



In the SubBytes step, each byte in the state is replaced with its entry in a fixed 8-bit lookup table,  $S$ ,  $b_{ij} = S(a_{ij})$ .



In the ShiftRows step, bytes in each row of the state are shifted cyclically to the left. The number of places each byte is shifted differs for each row.

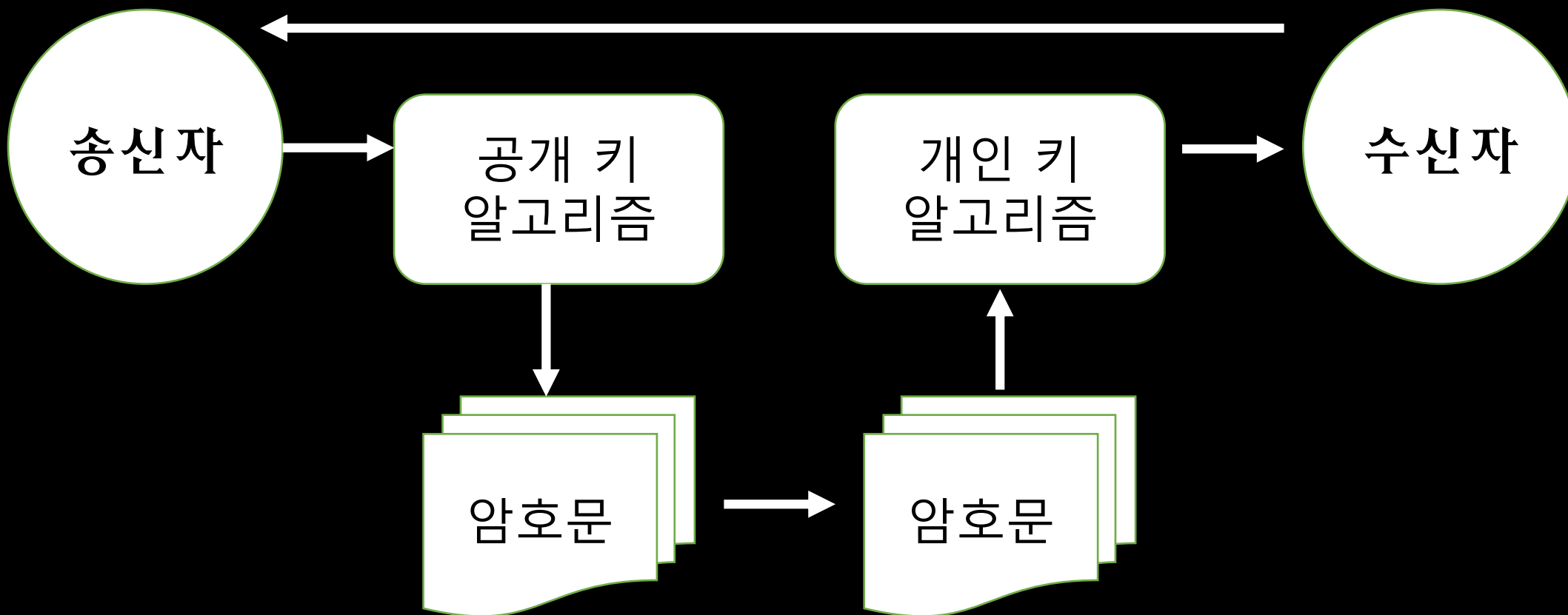


In the MixColumns step, each column of the state is

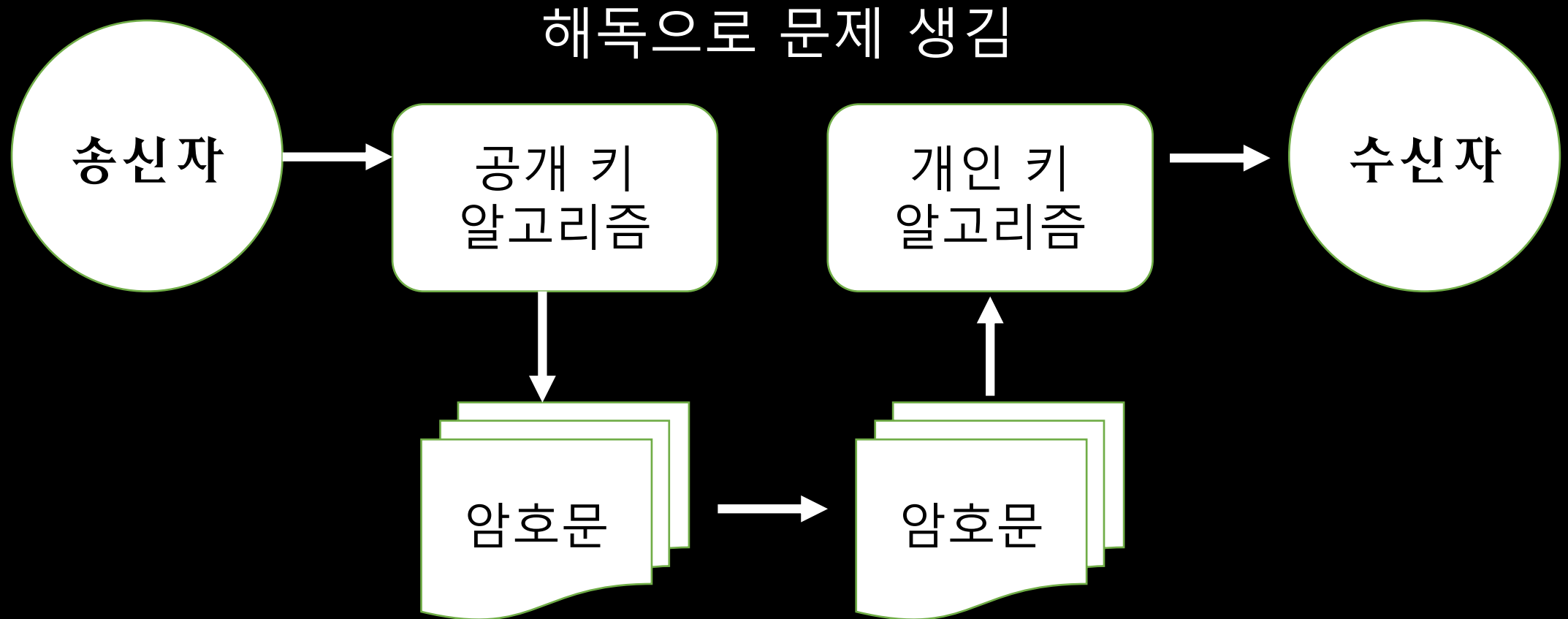
Windows taskbar: 10:07 2017-05-15

# 공개 KEY 암호

- 사전에 비밀 키를 나눠 가지지 않은 유저가 안전하게 통신
- 공개 키는 누구나 but 비밀 키는 소유자만 그 둘은 달라야함
- B가 A의 공개키를 가지고 암호화하면 A는 그 문서를 자신만의 비밀 키를 가지고 복호화 한다.



# 문제점



# 비대칭 KEY 종류

- RSA
- DSS



# RSA (Rivest – Shamir – Adleman)

- 공개
- 소인

The screenshot shows a web browser window with the URL [https://ko.wikipedia.org/wiki/RSA\\_암호](https://ko.wikipedia.org/wiki/RSA_암호). The page content is partially obscured by a large red 'X'. Visible text includes:

**키의 생성** [ 편집 ]

A와 B가 보안이 보장되어 있지 않은 통신 채널을 사용하고 있다고 가정하자. B가 A에게 메시지를 보내고 싶을 때는 A의 공개키가 필요하다. A는 아래와 같은 방법을 통해 그만의 공개키와 개인키를 제작한다.

1.  $p$  와  $q$  라고 하는 두 개의 서로 다른 소수를 선택한다.
2. 두 수를 곱하여  $N = pq$  을 찾는다.
3.  $\varphi(N) = (p-1)(q-1)$  를 구한다.
4.  $\varphi(N)$  보다 작고,  $\varphi(N)$ 와 서로소인 정수  $e$ 를 선택한다.
5. 확장된 유클리드 호제법을 이용하여  $d \times e \equiv 1 \pmod{\varphi(N)}$  을 만족하는  $d$ 를 찾는다. ( $de \equiv 1 \pmod{\varphi(N)}$ )

A의 공개키는 위에서 구한 두 개의 숫자로 이루어진  $\langle N, e \rangle$ 이고, 개인키는  $\langle N, d \rangle$ 이다. B에게 공개하고, B는 이 공개키를 사용하여 자신의 메시지를 암호화하게 된다. 여기서  $p$ 와  $q$ 의 보안은 매우 중요하다. 이를 가지고  $d$ 와  $e$ 의 계산이 가능하기 때문이다.

**암호화** [ 편집 ]

B가  $M$ 이란 메시지를 A에게 보내고 싶다고 하자. 일단 B는 A의 공개키  $\langle N, e \rangle$ 를 사용한다. (이 키는 A에게도 미리 알려져 있어야 한다. 이를테면, 메시지를 토막내어 하나의 메시지가 일정 수의 비트를 넘지 않게 하는 방법이 있다.) 그리고 B는 A의 공개키  $\langle N, e \rangle$ 를 획득하고, 다음과 같이  $c$ 를 계산한다.

$$c = m^e \pmod{N}$$

그리고 이  $c$ 를 A에게 보낸다.

**복호화** [ 편집 ]

A는 암호화된 메시지  $c$ 를 B에게 보낸다. A는 자신의 개인키  $\langle N, d \rangle$ 를 사용하여  $m$ 을 찾는다.

$$m = c^d \pmod{N}$$

위에서 설명하였듯  $m$ 을 가지고 A는  $M$ 을 복호화하는 방법을 알고 있다.

**증명** [ 편집 ]

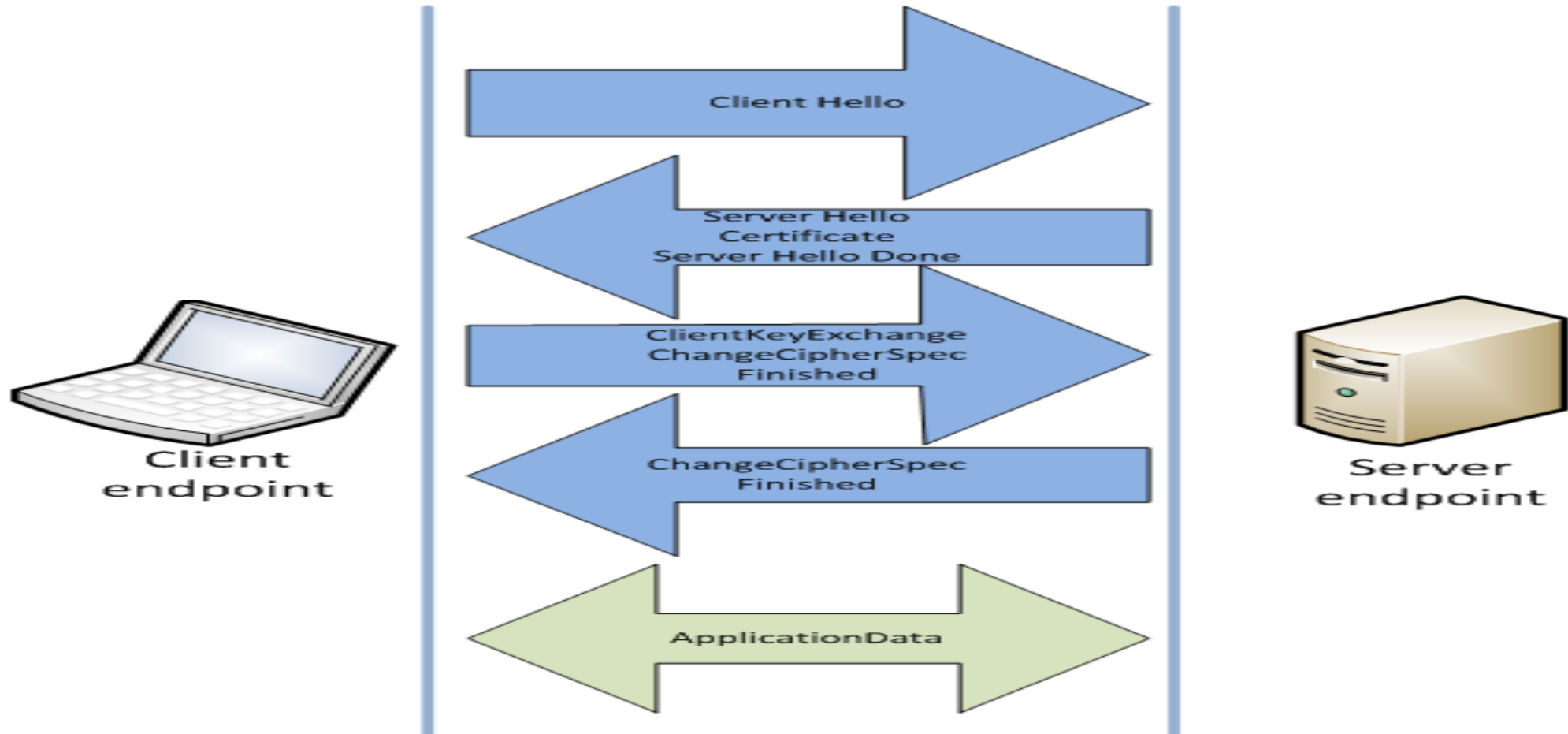
이 해독법이 가능한 이유는 다음과 같다.

$$c^d \equiv (m^e)^d \equiv m^{ed} \equiv m^{k(p-1)(q-1)+1} \equiv m \pmod{N}.$$





# TLS (SSL)



# 도와준 이

- 제갈지혜
- 이진명
- 기훈이 형

# 출처

- 수많은 나무위키, 위키백과 등
- 갓 구글링