

Following article is mainly from CLRS. introduction to algorithm
 The purpose of this article is just learning

1 다항식과 FFT

차수가 n 인 두 다항식을 더하는데에 필요한 복잡도는 $\Theta(n)$ 이다. 그러나 두 다항식을 곱하는데에는 $\Theta(n^2)$ 이 소요된다. **Fast Fourier Transform, FFT** 알고리즘을 이용해 두 다항식의 곱을 $\Theta(n \log n)$ 복잡도에 수행하는 것을 알아 볼 것이다.

Fourier transform은 신호 처리에서 가장 많이 사용된다. 신호란 정의역은 시간으로, 시간에서 진폭으로 맵핑하는 함수다. **해석 불가. FFT에 대해 더 이해하면 이해 가능, 그때 추가 하겠음.**

두 다항식 $A(x)$ 와 $B(x)$ 가 존재한다고 하자. 두 항의 곱을 $C(x)$ 라 할 때 $C(x)$ 의 최대 차수는 다항식 A 와 B 의 차수 합인 $\deg(A) + \deg(B)$ 이다. 아래는 $A(x) = 6x^3 + 7x^2 - 10x + 9$, $B(x) = -2x^3 + 4x - 5$ 일 때 연산법을 나열한 것이다.

$$\begin{aligned} A(x) &= 6x^3 + 7x^2 - 10x + 9 \\ B(x) &= -2x^3 + 4x - 5 \\ C(x) &= A(x)B(x) \\ &= (-12x^6 - 14x^5 + 20x^4 - 18x^3) \\ &\quad + (24x^4 + 28x^3 - 40x^2 + 36x) \\ &\quad + (-30x^3 - 35x^2 + 50x - 45) \\ &= \dots \end{aligned} \tag{1}$$

$C(x)$ 는 정형적으로 다음과 같이 표현할 수 있다. 이때 $A(x)$ 와 $B(x)$ 는 각 항이 n 개라 하자.

$$C(x) = \sum_{i=0}^{2n-2} c_i x^i, \text{ and } c_i = \sum_{j=0}^i a_j b_{i-j} \tag{2}$$

앞으로 **coefficient representation**과 **point-value representation**에 대해 이야기 해볼 것이다. 전자의 연산량은 앞서 (2)와 같이 $\Theta(n^2)$ 이다. 그리고 후자는 $\Theta(n)$ 복잡도를 가진다. 이 두 표현법을 바꿔가며 연산하면 앞서 $\Theta(n^2)$ 으로 표현할 수 있던 표현식을 $\Theta(n \log n)$ 복잡도에 풀어낼 수 있다. 이를 수행 하기 위해선, 제일 먼저 1의 거듭제곱근 **complex root of unity**에 대해 학습해야한다. 그리고 FFT를 사용한 변환과 역변환도 이야기 해볼 것이며, FFT를 어떻게 빠르게 구현하는지에 대해서도 다룰 것이다. 이후로는 복소수를 빈번히 사용하기에, $\sqrt{-1}$ 를 줄여 기호 i 라고 표현하겠다.

1.1 다항식을 표현하는 법

다항식을 표현하는데엔 두 가지 방법이 있다. coefficient 와 point-value. 이 섹션에서 어떻게 두 표현식을 이용하여 $\Theta(n \log n)$ 복잡도에 두 다항식을 곱할 수 있는지 보여줄 것이다.

Coefficient Representation

coefficient representation은 다항식을 다음과 같이 표현하는 것이다.

$$A(x) = \sum_{i=0}^{n-1} a_i x^i, \text{ where } \deg(A) = n$$

각 항의 계수를 다음과 같이 표현할 수 있다. $(a_0, a_1, a_2, \dots, a_{n-1})$ 이러한 계수들의 집합을 벡터라고도 표현할 수 있다.

두 다항식 $A(x)$ 와 $B(x)$ 가 있을 때, 두 다항식의 합은 $\Theta(n)$ 에 수행될 수 있다. 또한, 다항식 $A(x)$ 에서 $x = x_0$ 일 때의 값도 $\Theta(n)$ 에 도출할 수 있다. 하지만 두 다항식의 곱은 그것보다 더 복잡하다. 두 다항식의 곱을 통해 생성되는 다항식 $C(x)$ 의 계수 벡터는 $(c_0, c_1, \dots, c_{n-1})$ 이다. 우리는 앞서 $c_i = \sum_{j=0}^i a_j b_{i-j}$ 임을 보았다. 이러한 c 계수 벡터는 벡터 a 와 b 의 **convolution**이라고도 불린다. $c = a \otimes b$. 다항식들을 곱하는 것이나 convolution을 연산하는 것은 상당히 실용적인 중요도가 있는 기초적인 컴퓨터 문제들이다.

Point-value representation

다항식 $A(x)$ 의 point-value 표현법을 이용하면 다음과 같이 표현할 수 있다.

$$(x_0, y_0), (x_1, y_1), \dots, (x_{n-1}, y_{n-1}) \quad (3)$$

where $x_i \neq x_j$ and $y_i = A(x_i) (0 \leq i, j \leq n-1, x_i \neq x_j)$

point-value란 $A(x)$ 다항식이 x 가 특정 지점일 때의 값 즉, $A(x_i)$ 값을 n 개를 추출하여 그것을 이용하는 것이다.

point-value set을 구하는 데엔 n 개의 $A(x_i)$ 결과값을 도출해야하는데, 문제는 하나의 결과값을 구하는데에만 $\Theta(n)$ 복잡도가 소요되는 것이다. 총 n 개의 결과값은 $\Theta(n^2)$ 복잡도를 형성한다. 미리 힌트를 주자면, 이 때 구하고자 하는 지점 x_i 를 현명하게 선택할 수 있으면 이러한 연산이 $\Theta(n \log n)$ 이 소요된다.

Theorem 30.1 Uniqueness of an interpolating polynomial.

만약 임의의 set $(x_0, y_0), (x_1, y_1), \dots, (x_{n-1}, y_{n-1})$, where $x_i \neq x_j$ 이 존재할 때, n 항의 다항식 $A(x)$ 가 고유하게 결정될 수 있다.

proof

증명은 특정한 행렬의 역행렬이 존재한다는 것에 기반한다. 수식 (3)을 행렬로 표현하면 다음과 같다.

$$\begin{bmatrix} 1 & x_0 & x_0^2 & \dots & x_0^{n-1} \\ 1 & x_1 & x_1^2 & \dots & x_1^{n-1} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ 1 & x_{n-1} & x_{n-1}^2 & \dots & x_{n-1}^{n-1} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} a_0 \\ a_1 \\ \vdots \\ a_{n-1} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} y_0 \\ y_1 \\ \vdots \\ y_{n-1} \end{bmatrix} \quad (4)$$

맨 왼쪽의 행렬은 간략하게 $V(x_0, x_1, \dots, x_{n-1})$ 로 표현할 수 있는데, *Vandermonde matrix* 라고 불린다. 이 행렬의 determinant는 아래와 같다.

$$\prod_{0 \leq j < k \leq n-1} (x_k - x_j)$$

x_k 가 모두 고유하다면, 해당 행렬은 역행렬을 구할 수 있다.¹ 따라서 우리는 계수 벡터 a 에 대해 무엇인지 알 수 있다.

$$a = V(x_0, x_1, \dots, x_{n-1})^{-1}y \quad (5)$$

이 a 를 도출하는데엔 연산량 $\Theta(n^3)$ 이 필요하다. 좀더 빠른 알고리즘은 **Lagrange's formula**를 이용하는 방법이다. Lagrange's formula는 (3)과 같은 집합이 주어졌을 때 해당 조건을 만족하는 다항식을 보간법으로 구해내는 것이다. 즉, (5)에서 a 를 구하는 것과 같은 것이다. 아래는 Lagrange's formula이다.

$$A(x) = \sum_{k=0}^{n-1} y_k \frac{\prod_{j \neq k} (x - x_j)}{\prod_{j \neq k} (x_k - x_j)}$$

위의 복잡도는 $\Theta(n^2)$ 이다. Lagrange's formula를 이용하여 계수를 구하는 것은 문제로 남겨두었다.

이제까지 이야기한 것을 정리하자면, n 지점에서 다항식의 값을 구하는 것과 다항식을 보간하는 법은 $\Theta(n^2)$ 이 걸린다.

point-value 방식의 관점은 다항식을 연산할 때 이점이 있다. 다음 예를 보자. $C(x) = A(x) + B(x)$ 라 하자. 그러면 $C(x_a) = A(x_a) + B(x_a)$ 이다. 이를 point-value 방식으로 표현하면 다음과 같다.

$$\begin{aligned} A &= \{(x_0, y_0), (x_1, y_1), (x_2, y_2), \dots, (x_{n-1}, y_{n-1})\} \\ B &= \{(x_0, y'_0), (x_1, y'_1), (x_2, y'_2), \dots, (x_{n-1}, y'_{n-1})\} \\ C &= \{(x_0, y_0 + y'_0), (x_1, y_1 + y'_1), (x_2, y_2 + y'_2), \dots, (x_{n-1}, y_{n-1} + y'_{n-1})\} \end{aligned}$$

최대 항이 n 개 인 두 다항식을 더하는 연산이 $\Theta(n)$ 복잡도임을 더 명확히 알 수 있다.

¹determinant를 구하는 방법이나, 해당 조건을 만족할 때 역행렬이 존재한다는 정확한 증명은 CLRS의 부록의 D-1 problem 과 themorem D.5를 참조하시오.

두 다항식의 곱을 살펴보자. $C(x) = A(x)B(x)$ 라 하자. 그렇다면 $C(x_k) = A(x_k)B(x_k)$ 이다. 이 때, 각 항이 n 개가 아닌 $2n$ 개라고 고려해보자.

$$\begin{aligned} A &= \{(x_0, y_0), (x_1, y_1), (x_2, y_2), \dots, (x_{2n-1}, y_{2n-1})\} \\ B &= \{(x_0, y'_0), (x_1, y'_1), (x_2, y'_2), \dots, (x_{2n-1}, y'_{2n-1})\} \\ C &= \{(x_0, y_0 y'_0), (x_1, y_1 y'_1), (x_2, y_2 y'_2), \dots, (x_{n-1}, y_{n-1} y'_{n-1})\} \end{aligned}$$

point-value 형식의 두 다항식이 주어졌을 때 point-value 형식의 곱을 이용하면 두 다항식의 곱을 $\Theta(n)$ 에 도출할 수 있다.

Fast multiplication of polynomials in coefficient form

빠르게 두 다항식의 곱을 구할 전략은 다음과 같다. 두 다항식의 계수 벡터를 가지고 있다하자. $a = (a_0, a_1, \dots, a_{n-1}), b = (b_0, b_1, \dots, b_{n-1})$. $n \log n$ 시간을 소요하여 다음의 값을 구한다.

$$A(w_{2n}^0), A(w_{2n}^1), \dots, A(w_{2n}^{2n-1}), B(w_{2n}^0), B(w_{2n}^1), \dots, B(w_{2n}^{2n-1}) \quad (6)$$

w_{2n}^i 에 대한 설명은 다음 섹션에서 할 것이다. 일단은 임의의 값이라고 하자. 그렇다면 n 차항인 A 다항식의 (A_{w_0}) 의 값을 구하기 위해선 $\Theta(n)$ 의 복잡도가 필요하다. 식 (6)을 구하기 위해선 총 $4n^2$ 의 연산이 필요할 것이다. 그러나 DFT를 이용하면 $\Theta(n \log n)$ 복잡도로 수행할 수 있다. 식 (6)의 값을 알게되었다면, 두 다항식의 곱의 함수 C 의 $2n$ 지점에서의 값을 알 수 있다.

$$C(w_{2n}^0) = A(w_{2n}^0) * B(w_{2n}^0), C(w_{2n}^1) = A(w_{2n}^1) * B(w_{2n}^1) \dots \quad (7)$$

이러한 연산은 $\Theta O(n)$ 에 수행가능하다. 그리고 이러한 식 (7)에서 역DFT를 수행하여 보간을 하면 다항식 C 의 계수에 대해 구할 수 있다.

$$c_0, c_1, \dots, c_{2n-1}$$

이 연산은 DFT와 같은 연산복잡도 $\Theta(n \log n)$ 을 갖는다.

디테일한 점은 n 차수의 두 다항식 A, B 의 곱인 C 는 $2n$ 의 차수가 존재한다는 점이다. 따라서 역DFT를 하기위해, 다항식 A, B 에 대해 n 개의 n 에서 $2n - 1$ 차 항을 더해줘야한다. 더해진 계수는 0으로 설정한다. 계수 벡터가 $2n$ 개가 되므로 n th root unity가 아닌 $2n$ th root unity 라 한다. 그렇기 때문에 w_{2n} 으로 적혀있다. 그리고 FFT를 수행하기 위해선 n 이 2의 제곱이 되는 것을 가정한다. 따라서 2의 제곱을 맞추기 위해 추가된 추가적인 항의 계수 또한 0으로 한다. 정리하자면 수행할 알고리즘의 전략은 다음과 같다.

1. 다항식 A 와 B 에 대하여 $2n$ 차 항을 생성한다. 이때 추가적인 차수에 대하여는 계수가 0이 된다.
2. A, B 다항식의 길이가 $2n$ 인 계수 벡터에 대하여 FFT를 적용하여 point-value를 도출한다. 이때 각 항은 $2n$ th root of unity의 값으로 구성된다.
3. point-value로 표현된 두 다항식의 곱을 수행한다. 도출된 다항식 C 는 각 항이 $2n$ th root of unity의 값으로 구성된다.
4. point-value로 표현된 다항식 C 에 대하여 역 DFT를 구하기 위해 FFT를 수행한다.

1.2 DFT와 FFT

위에서 살펴본 4 단계의 전략중 2, 4번에 대해 $\Theta(n \log n)$ 을 이용할 수 있는 것은 1의 거듭제곱근 **root of unity**의 성질 덕분이다. 이 섹션에서는 복소수의 거듭제곱근과 그의 성질에 대해 알아볼 것 이다.

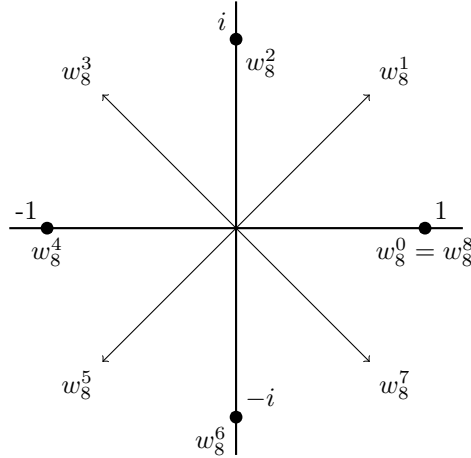
Complex roots of unity

복소수 1의 거듭 n제곱근 **complex nth root of unity**는 다음 조건을 만족하는 복소수 w 를 뜻한다.

$$w^n = 1.$$

즉 n제곱하여 1이 되는 복소수를 뜻한다. 복소수 1의 거듭 n제곱근은 총 n개가 존재한다. $e^{2\pi i k/n}$, for $k = 0, 1, \dots, n-1$. 이 공식을 해석하기위해선, 복소수 지수의 정의를 사용한다.

$$e^{i\theta} = \cos \theta + i \sin \theta.$$



위 그래프는 $w_8 = e^{2\pi i/8}$ 일 때, $w_8^0, w_8^1, \dots, w_8^7$ 을 복소평면에 표현한 것이다. $w_n = e^{2\pi i/n}$ 는 1의 n제곱근의 principal이다. 모든 n제곱근은 w_n 의 승수 형태이다. n개의 1의 n제곱근은 다음과 같다.

$$w_n^0, w_n^1, \dots, w_n^{n-1}.$$

이 군은 곱셈형태에 대해 지수가 더해진다. 실수에서 자기 곱셈형태는 지수 +1이 되듯이 말이다. $a * a = a^{1+1} = a^2$ $w_n^n = w_n^0 = 1$ 은 다음을 뜻한다. $w_n^j w_n^k = w_n^{j+k} = w_n^{(j+k) \bmod n}$ 단, 단순 곱을 수행할 수는 없다. 예로, 실수에선 종종 이런식으로 이해하기도 한다. $(a^b)^{1/2} = a^{b/2}$ 그러나 이 군에서는 정수에 대해서만 수행할 수 있다. 따라서 다음 명제는 참이다. $e^{2\pi i/n} \neq (e^{2\pi i})^{1/n}$.

Lemma (Cancellation lemma)

모든 정수 $n \geq 0, k \geq 0, d > 0$ 에 대하여 다음을 만족한다.

$$w_{dn}^{dk} = w_n^k$$

증명

$$\begin{aligned} w_{dn}^{dk} &= (e^{2\pi i/dn})^{dk} \\ &= (e^{2\pi i/n})^k \\ &= w_n^k. \end{aligned}$$

팔립 정리 짝수 $n > 0$ 에 대하여 다음을 만족한다.

$$w_n^{n/2} = e^{2(n/2)\pi i/n} = e^{\pi i} = w_2 = -1.$$

$n/2$ 가 임의의 정수이므로 덧셈이 가능하다.

Lemma (Halving lemma)

n 이 짝수일 때, n 개의 1의 n 제곱근은 그 제곱이 $n/2$ 개의 1의 $n/2$ 제곱근과 같다.

증명

cancellation lemma에 따라 다음을 만족한다. $(w_n^k)^2 = w_{n/2}^k$, k 는 정수. 만약 n 개의 1의 n 제곱근들을 제곱한다면, $n/2$ 개의 1의 $n/2$ 제곱근들이 각각 2개씩 존재하는 형태가 될 것이다.

$$\begin{aligned} (w_n^{k+n/2})^2 &= w_n^{2k+n} \\ &= w_n^n w_n^{2k} \\ &= w_n^{2k} \\ &= (w_n^k)^2. \end{aligned}$$

따라서, $(w_n^{k+n/2})^2 = (w_n^k)^2$ 이므로 n 개의 제곱근을 제곱하였을 때 $k = 0, \dots, n/2 - 1$ 과 $k = n/2, \dots, n - 1$ 의 값이 겹치게 된다. n 개의 1의 n 제곱근의 제곱은 $n/2$ 이후로 반복된 패턴을 가지며, $(w_n^k)^2 = w_{n/2}^k$ 이므로 $n/2$ 개의 1의 $n/2$ 제곱근들이 각각 두개씩 존재하는 형태이다. 복소평면에서 그렸던 그래프를 빌어 이야기하자면, $w_n^k = e^{2k\pi i/n}$ 가 복소평면을 피자판처럼 n 개 분할하였을 때 k 번째 직선이라면, $(w_n^k)^2 = w_n^{2k} = w_{n/2}^k$ 이므로 복소평면을 $n/2$ 개의 피자판으로 쪼갠 때, k 번째 즉 이전 직선에서 정확히 두배 더 넓은 각을 가지는 직선이 되는 것이다. 해당 직선은 2배로 넓은 각을 형성하니 한번 더 원점을 기준으로 도는 형태가 되어 같은 방향으로 두 번씩 발생할 것이다.

추가적인 정보를 위한 사람들을 위해 복소수 기초를 다루는 유튜브 강의는 다음 링크로 남겨둔다. 필요한 부분만 참고하시길. 링크

The DFT

다음 다항식이 있다.

$$A(x) = \sum_{j=0}^{n-1} a_j x^j.$$

이 때 w_n^i 가 x 의 값이 대안이 될 수 있다. w_n^i 를 대입하였을 때 결과값을 y 라 하자.

$$\begin{aligned} y_k &= A(w_n^k) \\ &= \sum_{j=0}^{n-1} a_j w_n^{kj}. \end{aligned}$$

이 때, $y = (y_0, y_1, \dots, y_{n-1})$ 를 계수 벡터 $a = (a_0, a_1, \dots, a_{n-1})$ 의 DFT라고 한다. $y = DFT_n(a)$ 라고도 할 수 있다.

The FFT

fast fourier transform(FFT)는 1의 n 제곱근의 특성을 이용하여 $\Theta(n)$ 복잡도에 $DFT_n(a)$ 를 구한다. 차수 n 은 2의 제곱승으로 맞춰줄것이다. 차수가 2의 제곱승이 아닌 다항식을 처리하는 알고리즘이 존재하지만 말이다.

FFT는 분할정복 기법을 이용하는데 다항식 A 의 홀수인덱스, 짝수인덱스를 분리해서 사용한다. 그리고 이 방법을 통해 다음과 같은 식을 유도할 수 있다.

$$\begin{aligned} A^{[0]}(x) &= a_0 + a_2x + a_4x^2 + \dots + a_{n-2}x^{n/2-1} \\ A^{[1]}(x) &= a_1 + a_3x + a_5x^2 + \dots + a_{n-1}x^{n/2-1} \\ A(x) &= A^{[0]}(x^2) + xA^{[1]}(x^2). \end{aligned} \quad (1)$$

이 때 다항식 $A(x)$, at $w_n^0, w_n^1, \dots, w_n^{n-1}$ 값을 구하는 문제가 된다. 이 문제는 다음과 동치인 문제이다.

1. $n/2$ 차 항인 $A^{[0]}(x)$ 와 $A^{[1]}(x)$ 의 값을 구한다. 이때 x 는 다음과 같다.

$$(w_n^0)^2, (w_n^1)^2, \dots, (w_n^{n-1})^2 \quad (2)$$

2. 식 (1) 과 두 다항식의 결과값을 이용하여 $A(x)$ 를 도출한다.

halving lemma에 따라, 수식 (2)에서 $(w_n^i)^2 = (w_n^{n/2+i})^2$ 이다. 따라서 우리는 $A^{[0]}, A^{[1]}$ 의 $n/2$ 개 이후의 값은 초반 $n/2$ 가 반복되는 것이다. 그러면 다음과 같이 서술할 수 있다. $A^{[0]}(x), A^{[1]}(x)$ 의 값을 $(w_n^0)^2, (w_n^1)^2, \dots, (w_n^{n/2-1})^2$ 의 위치에서 구하고 그 결과를 두배한 것 과 같다. 그러면 문제는 다음과 같은 부분문제를 갖게 된다.

Origin Problem

n 차 항인 $A(x)$ 의 at $w_n^0, w_n^1, \dots, w_n^{n-1}$ 의 값을 구하라.

Sub Problem

$n/2$ 차 항인 $A^{[0]}(x), A^{[1]}(x)$ 의 at $(w_n^0)^2, (w_n^1)^2, \dots, (w_n^{n/2-1})^2$ 의 값을 구하라.

merging

$n/2$ 차 항인 $A^{[0]}(x)$ 의 y 벡터가 $y^{[0]}$, $A^{[1]}(x)$ 의 y 벡터가 $y^{[1]}$ 라 하자. 이 때, $y_k = y_k^{[0]} + w_n^k y_k^{[1]}$ 그리고 $y_{n/2+k} = y_k^{[0]} - w_n^k y_k^{[1]}$ 이다.

아래는 이 접근법을 코드로 작성해본 것이다.

```

1 vector<int> FFT(vector<int> a)
2 {
3     int n = a.size();
4     if ( n == 1) return a;
5
6     w = E; // where E = e^(2 pi i)
7     w2 = 1;
8
9     vector<int> azero , aone;
10
11     for (int i = 0; i<n/2; i++)
12     {
13         azero.push_back(a[i]);
14         aone.push_back(a[n/2 + i]);
15     }
16     vector<int> yzero , yone;
17     yzero = FFT(azero);
18     yone = FFT(aone);
19
20     vector<int> ret(n);
21     for (int i=0; i<n/2; i++)
22     {
23         ret[i] = yzero[i] + w2*yone[i];
24         ret[i+n/2] = yzero[i] - w2*yone[i];
25         w2*=w;
26     }
27     return ret;
28 }

```

merging 파트를 보자. 23, 24 Line에 위치하고 있다. $y_k = y_k^{[0]} + w_n^k y_k^{[1]}$ 의 정당성을 보자.

$$\begin{aligned}
 y_k &= y_k^{[0]} + w_n^k y_k^{[1]} \\
 &= A^{[0]}(w_n^{2k}) + w_n^k A^{[1]}(w_n^{2k}) \\
 &= A(w_n^k)
 \end{aligned}
 \quad \text{수식 (1) 에 의해}$$

$y_{k+n/2} = y_k^{[0]} - w_n^k y_k^{[1]}$ 의 정당성을 보자.

$$\begin{aligned}
 y_{n/2+k} &= y_k^{[0]} - w_n^k y_k^{[1]} \\
 &= A^{[0]}(w_n^{2k}) + w_n^{n/2+k} A^{[1]}(w_n^{2k}) \\
 &= A^{[0]}(w_n^{2k+n}) + w_n^{n/2+k} A^{[1]}(w_n^{2k+n}) \\
 &= A(w_n^{n/2+k})
 \end{aligned}
 \quad \text{수식 (1) 에 의해}$$

1.3 효율적인 FFT 구현

```
1 vector<int> FFT(vector<int> a)
2 {
3     int n = a.size();
4     if ( n == 1) return a;
5
6     w = E; // where E = e^(2 pi i)
7     w2 = 1;
8
9     vector<int> azero, aone;
10
11     for (int i = 0; i < n/2; i++)
12     {
13         azero.push_back(a[i]);
14         aone.push_back(a[n/2 + i]);
15     }
16     vector<int> yzero, yone;
17     yzero = FFT(azero);
18     yone = FFT(yone);
19
20     vector<int> ret(n);
21     for (int i=0; i < n/2; i++)
22     {
23         ret[i] = yzero[i] + w2*yone[i];
24         ret[i+n/2] = yzero[i] - w2*yone[i];
25         w2*=w;
26     }
27     return ret;
28 }
```