

Transformación de dominio y la transformada rápida de Fourier

IIC2283

Representación de un polinomio

La representación canónica de un polinomio $p(x)$ no nulo es:

$$p(x) = \sum_{i=0}^{n-1} a_i x^i$$

donde $n \geq 1$, $a_{n-1} \neq 0$ y el grado de $p(x)$ es $n - 1$

Los coeficientes a_i de $p(x)$ son números racionales

- Pero vamos a evaluar estos polinomios tanto sobre números racionales como sobre números reales y complejos

Representación de un polinomio

La representación canónica de un polinomio $p(x)$ no nulo es:

$$p(x) = \sum_{i=0}^{n-1} a_i x^i$$

donde $n \geq 1$, $a_{n-1} \neq 0$ y el grado de $p(x)$ es $n - 1$

Los coeficientes a_i de $p(x)$ son números racionales

- Pero vamos a evaluar estos polinomios tanto sobre números racionales como sobre números reales y complejos

Representamos $p(x)$ a través del vector $(a_0, \dots, a_{n-1})$

- También podemos representar $p(x)$ como un vector $(a_0, \dots, a_{n-1}, 0, \dots, 0)$ donde cada término x^i tiene coeficiente 0 si $i \geq n$

Suma de polinomios

La suma de dos polinomios $(a_0, \dots, a_{n-1})$ y $(b_0, \dots, b_{n-1})$ es un polinomio $(c_0, \dots, c_{n-1})$ tal que:

$$c_i = a_i + b_i \quad \text{para } i \in \{0, \dots, n-1\}$$

Suma de polinomios

La suma de dos polinomios $(a_0, \dots, a_{n-1})$ y $(b_0, \dots, b_{n-1})$ es un polinomio $(c_0, \dots, c_{n-1})$ tal que:

$$c_i = a_i + b_i \quad \text{para } i \in \{0, \dots, n-1\}$$

Consideramos a la suma y multiplicación de números en $\mathbb{C}$ como las operaciones básicas a contar.

- La suma de dos polinomios puede ser calculada en tiempo $O(n)$

Multiplicación de polinomios

La multiplicación de dos polinomios $(a_0, \dots, a_{n-1})$ y $(b_0, \dots, b_{n-1})$ es un polinomio $(c_0, \dots, c_{2n-2})$ tal que:

$$c_i = \sum_{k, \ell \in \{0, \dots, n-1\} : k+\ell=i} a_k \cdot b_\ell \quad \text{para } i \in \{0, \dots, 2n-2\}$$

Multiplicación de polinomios

La multiplicación de dos polinomios $(a_0, \dots, a_{n-1})$ y $(b_0, \dots, b_{n-1})$ es un polinomio $(c_0, \dots, c_{2n-2})$ tal que:

$$c_i = \sum_{k, \ell \in \{0, \dots, n-1\} : k+\ell=i} a_k \cdot b_\ell \quad \text{para } i \in \{0, \dots, 2n-2\}$$

La multiplicación de dos polinomios puede ser calculada en tiempo $O(n^2)$

Multiplicación de polinomios

La multiplicación de dos polinomios $(a_0, \dots, a_{n-1})$ y $(b_0, \dots, b_{n-1})$ es un polinomio $(c_0, \dots, c_{2n-2})$ tal que:

$$c_i = \sum_{k, \ell \in \{0, \dots, n-1\} : k+\ell=i} a_k \cdot b_\ell \quad \text{para } i \in \{0, \dots, 2n-2\}$$

La multiplicación de dos polinomios puede ser calculada en tiempo $O(n^2)$

► ¿Podemos realizar esta operación en un orden menor?

Una representación alternativa de un polinomio

Un polinomio $p(x)$ de grado $n - 1$ se puede representar de manera única a través de un conjunto de n pares de puntos-valores:

$$\{(v_0, p(v_0)), (v_1, p(v_1)), \dots, (v_{n-1}, p(v_{n-1}))\},$$

suponiendo que $v_i \neq v_j$ para $i \neq j$

Ejemplo

El polinomio $p(x) = 1 + x + x^2$ es representado de manera única a través del conjunto de pares de puntos-valores:

$$\{(0, 1), (1, 3), (2, 7)\}$$

y también a través del conjunto de pares de puntos-valores:

$$\{(-2, 3), (0, 1), (5, 31)\}$$

Una representación alternativa de un polinomio

Un polinomio $p(x)$ de grado $n - 1$ también se puede representar de manera única a través de un conjunto de pares de puntos-valores con $m > n$ elementos:

$$\{(v_0, p(v_0)), \dots, (v_{n-1}, p(v_{n-1})), (v_n, p(v_n)), \dots, (v_{m-1}, p(v_{m-1}))\},$$

suponiendo que $v_i \neq v_j$ para $i \neq j$

Ejemplo

El polinomio $p(x) = 1 + 2x$ es representado de manera única a través del conjunto de pares de puntos-valores:

$$\{(0, 1), (1, 3), (2, 5)\}$$

y también a través del conjunto de pares de puntos-valores:

$$\{(-2, -3), (0, 1), (5, 11), (7, 15)\}$$

¿Por qué es útil la representación basada en puntos-valores?

Sean $p(x)$ y $q(x)$ polinomios de grado $n - 1$ representados por:

$$\{(v_0, p(v_0)), \dots, (v_{n-1}, p(v_{n-1}))\}$$

$$\{(v_0, q(v_0)), \dots, (v_{n-1}, q(v_{n-1}))\}$$

¿Por qué es útil la representación basada en puntos-valores?

Sean $p(x)$ y $q(x)$ polinomios de grado $n - 1$ representados por:

$$\{(v_0, p(v_0)), \dots, (v_{n-1}, p(v_{n-1}))\}$$
$$\{(v_0, q(v_0)), \dots, (v_{n-1}, q(v_{n-1}))\}$$

El polinomio $r(x) = p(x) + q(x)$ es representado por:

$$\{(v_0, p(v_0) + q(v_0)), \dots, (v_{n-1}, p(v_{n-1}) + q(v_{n-1}))\}$$

¿Por qué es útil la representación basada en puntos-valores?

Suponga que se agrega n puntos a las representaciones de $p(x)$ y $q(x)$:

$$\{(v_0, p(v_0)), \dots, (v_{n-1}, p(v_{n-1})), (v_n, p(v_n)), \dots, (v_{2n-1}, p(v_{2n-1}))\}$$

$$\{(v_0, q(v_0)), \dots, (v_{n-1}, q(v_{n-1})), (v_n, q(v_n)), \dots, (v_{2n-1}, q(v_{2n-1}))\}$$

El polinomio $s(x) = p(x) \cdot q(x)$ es representado por:

$$\{(v_0, p(v_0) \cdot q(v_0)), \dots, (v_{2n-1}, p(v_{2n-1}) \cdot q(v_{2n-1}))\}$$

¿Por qué es útil la representación basada en puntos-valores?

Suponga que se agrega n puntos a las representaciones de $p(x)$ y $q(x)$:

$$\{(v_0, p(v_0)), \dots, (v_{n-1}, p(v_{n-1})), (v_n, p(v_n)), \dots, (v_{2n-1}, p(v_{2n-1}))\}$$
$$\{(v_0, q(v_0)), \dots, (v_{n-1}, q(v_{n-1})), (v_n, q(v_n)), \dots, (v_{2n-1}, q(v_{2n-1}))\}$$

El polinomio $s(x) = p(x) \cdot q(x)$ es representado por:

$$\{(v_0, p(v_0) \cdot q(v_0)), \dots, (v_{2n-1}, p(v_{2n-1}) \cdot q(v_{2n-1}))\}$$

¡Podemos sumar y multiplicar polinomios en tiempo $O(n)$ si están representados por pares de puntos-valores!

- Suponiendo que usamos los mismos puntos $v_0, v_1, \dots, v_{2n-1}$

La situación hasta ahora

$$\begin{aligned} p(x) &\mapsto (a_0, \dots, a_{n-1}) \\ q(x) &\mapsto (b_0, \dots, b_{n-1}) \end{aligned}$$

$O(n^2)$

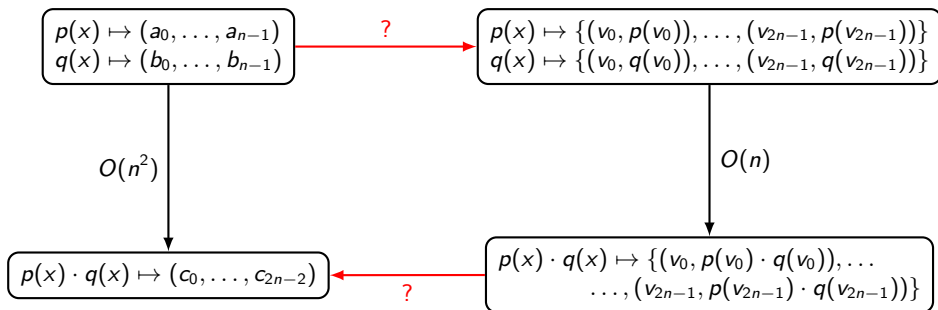
$$p(x) \cdot q(x) \mapsto (c_0, \dots, c_{2n-2})$$

$$\begin{aligned} p(x) &\mapsto \{(v_0, p(v_0)), \dots, (v_{2n-1}, p(v_{2n-1}))\} \\ q(x) &\mapsto \{(v_0, q(v_0)), \dots, (v_{2n-1}, q(v_{2n-1}))\} \end{aligned}$$

$O(n)$

$$\begin{aligned} p(x) \cdot q(x) &\mapsto \{(v_0, p(v_0) \cdot q(v_0)), \dots \\ &\quad \dots, (v_{2n-1}, p(v_{2n-1}) \cdot q(v_{2n-1}))\} \end{aligned}$$

La situación hasta ahora



De la representación canónica a la de puntos-valores

Ejercicio

Dado un polinomio $p(x)$ de grado n en su representación canónica y un punto v , de un algoritmo que calcule $p(v)$ en tiempo $O(n)$

De la representación canónica a la de puntos-valores

Ejercicio

Dado un polinomio $p(x)$ de grado n en su representación canónica y un punto v , de un algoritmo que calcule $p(v)$ en tiempo $O(n)$

Podemos entonces pasar de la representación canónica a la de puntos-valores en tiempo $O(n^2)$

De la representación puntos-valores a la canónica

Sea $p(x)$ un polinomio de grado $n - 1$ dado por una representación punto-valores:

$$\{(v_0, p(v_0)), \dots, (v_{n-1}, p(v_{n-1})), (v_n, p(v_n)), \dots, (v_{m-1}, p(v_{m-1}))\},$$

donde $m \geq n$

Podemos pasar a la representación canónica de $p(x)$ utilizando fórmula de Lagrange:

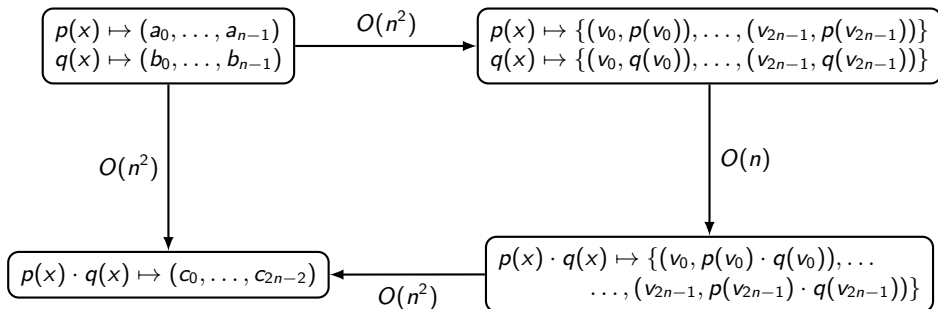
$$p(x) = \sum_{i=0}^{m-1} p(v_i) \cdot \left(\prod_{j \in \{0, \dots, m-1\} : j \neq i} \frac{(x - v_j)}{(v_i - v_j)} \right)$$

De la representación puntos-valores a la canónica

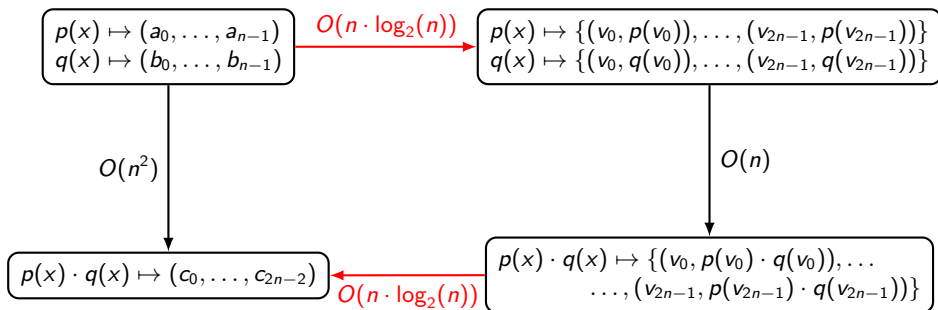
Ejercicio

Dado un polinomio $p(x)$ representando por el conjunto de punto-valores $\{(v_0, p(v_0)), \dots, (v_{2n-1}, p(v_{2n-1}))\}$, muestre que la fórmula de Lagrange permite construir la forma canónica de $p(x)$ en tiempo $O(n^2)$

Todavía no tenemos un algoritmo más rápido para multiplicar polinomios



La solución: la transformada rápida de Fourier



La solución: la transformada rápida de Fourier

La transformada rápida de Fourier nos va a permitir entonces calcular la multiplicación de dos polinomios de grado $n - 1$ en tiempo $O(n \cdot \log_2(n))$

- ▶ La idea clave es cómo elegir los puntos $v_0, \dots, v_{2n-1}$ cuando se calcula la representación como punto-valores de un polinomio de grado $n - 1$

La solución: la transformada rápida de Fourier

La transformada rápida de Fourier nos va a permitir entonces calcular la multiplicación de dos polinomios de grado $n - 1$ en tiempo $O(n \cdot \log_2(n))$

- ▶ La idea clave es cómo elegir los puntos $v_0, \dots, v_{2n-1}$ cuando se calcula la representación como punto-valores de un polinomio de grado $n - 1$

Los números complejos y las raíces de la unidad juegan un papel fundamental en la definición de la transformada rápida de Fourier.

La fórmula de Euler

Teorema

Para todo número real x :

$$e^{ix} = \cos(x) + i \sin(x)$$

Teorema

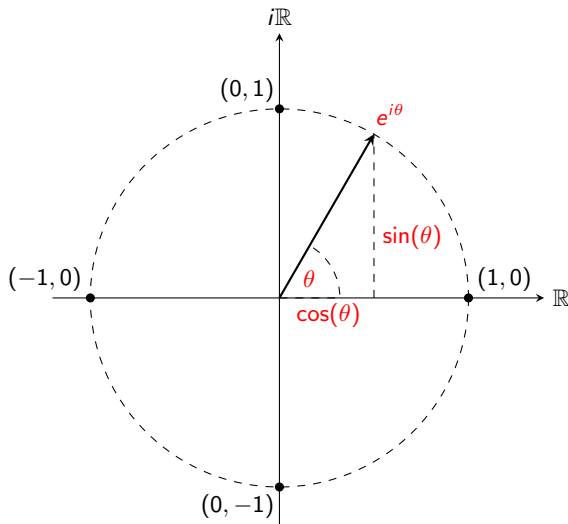
Para todo número real x :

$$e^{ix} = \cos(x) + i \sin(x)$$

Podemos representar entonces a $e^{i\theta}$ como un vector $(\cos(\theta), \sin(\theta))$ en el plano complejo.

- $e^{i\theta}$ es un vector unitario: $\|e^{i\theta}\| = \cos^2(\theta) + \sin^2(\theta) = 1$

La fórmula de Euler: interpretación geométrica



La fórmula de Euler: las raíces de la unidad

Dado $n \geq 1$, queremos encontrar las n raíces del polinomio $p(x) = x^n - 1$

- ▶ Sabemos que este polinomio tiene n raíces en los números complejos
- ▶ Llamamos a estos elementos las n -raíces de la unidad

La fórmula de Euler: las raíces de la unidad

Dado $n \geq 1$, queremos encontrar las n raíces del polinomio $p(x) = x^n - 1$

- ▶ Sabemos que este polinomio tiene n raíces en los números complejos
- ▶ Llamamos a estos elementos las n -raíces de la unidad

El componente básico para definir las n -raíces de la unidad:

$$\omega_n = e^{\frac{2\pi i}{n}}$$

La fórmula de Euler: las raíces de la unidad

Las n -raíces de la unidad son $\omega_n^0, \omega_n^1, \omega_n^2, \dots, \omega_n^{n-1}$

La fórmula de Euler: las raíces de la unidad

Las n -raíces de la unidad son $\omega_n^0, \omega_n^1, \omega_n^2, \dots, \omega_n^{n-1}$

Si $k \in \{0, \dots, n-1\}$, tenemos que:

$$\begin{aligned}(\omega_n^k)^n &= ((e^{\frac{2\pi i}{n}})^k)^n \\&= ((e^{\frac{2\pi i}{n}})^n)^k \\&= (e^{2\pi i})^k \\&= (\cos(2\pi) + i \sin(2\pi))^k \\&= 1^k \\&= 1\end{aligned}$$

La fórmula de Euler: las raíces de la unidad

Además, si $0 \leq k \leq \ell \leq n-1$, entonces:

$$\begin{aligned}\omega_n^k = \omega_n^\ell &\Rightarrow \left(e^{\frac{2\pi i}{n}}\right)^k = \left(e^{\frac{2\pi i}{n}}\right)^\ell \\&\Rightarrow \left(e^{\frac{2\pi i}{n}}\right)^{\ell-k} = 1 \\&\Rightarrow \left(e^{\frac{2\pi(\ell-k)i}{n}}\right) = 1 \\&\Rightarrow \cos\left(\frac{2\pi(\ell-k)}{n}\right) + i \sin\left(\frac{2\pi(\ell-k)}{n}\right) = 1 \\&\Rightarrow \cos\left(\frac{2\pi(\ell-k)}{n}\right) = 1 \\&\Rightarrow \frac{\ell-k}{n} = 0 \qquad \text{puesto que } 0 \leq \frac{\ell-k}{n} \leq \frac{n-1}{n} \\&\Rightarrow \ell = k\end{aligned}$$

La fórmula de Euler: las raíces de la unidad

Además, si $0 \leq k \leq \ell \leq n-1$, entonces:

$$\begin{aligned}\omega_n^k = \omega_n^\ell &\Rightarrow \left(e^{\frac{2\pi i}{n}}\right)^k = \left(e^{\frac{2\pi i}{n}}\right)^\ell \\&\Rightarrow \left(e^{\frac{2\pi i}{n}}\right)^{\ell-k} = 1 \\&\Rightarrow \left(e^{\frac{2\pi(\ell-k)i}{n}}\right) = 1 \\&\Rightarrow \cos\left(\frac{2\pi(\ell-k)}{n}\right) + i \sin\left(\frac{2\pi(\ell-k)}{n}\right) = 1 \\&\Rightarrow \cos\left(\frac{2\pi(\ell-k)}{n}\right) = 1 \\&\Rightarrow \frac{\ell-k}{n} = 0 \qquad \text{puesto que } 0 \leq \frac{\ell-k}{n} \leq \frac{n-1}{n} \\&\Rightarrow \ell = k\end{aligned}$$

Por lo tanto: $\omega_n^0, \dots, \omega_n^{n-1}$ son elementos distintos

Raíces de la unidad: ejemplos

¿Cuáles son las raíces del polinomio $x^4 - 1$?

Raíces de la unidad: ejemplos

¿Cuáles son las raíces del polinomio $x^4 - 1$?

- Considerando $\omega_4 = e^{\frac{2\pi i}{4}} = e^{\frac{\pi i}{2}}$, tenemos que las 4-raíces de la unidad son:

$$\omega_4^0 = 1$$

$$\omega_4^1 = e^{\frac{\pi i}{2}} = \cos\left(\frac{\pi}{2}\right) + i \sin\left(\frac{\pi}{2}\right) = i$$

$$\omega_4^2 = (e^{\frac{\pi i}{2}})^2 = e^{\pi i} = \cos(\pi) + i \sin(\pi) = -1$$

$$\omega_4^3 = (e^{\frac{\pi i}{2}})^3 = e^{\frac{3\pi i}{2}} = \cos\left(\frac{3\pi}{2}\right) + i \sin\left(\frac{3\pi}{2}\right) = -i$$

Raíces de la unidad: otro ejemplo

¿Cuáles son las raíces del polinomio $x^5 - 1$?

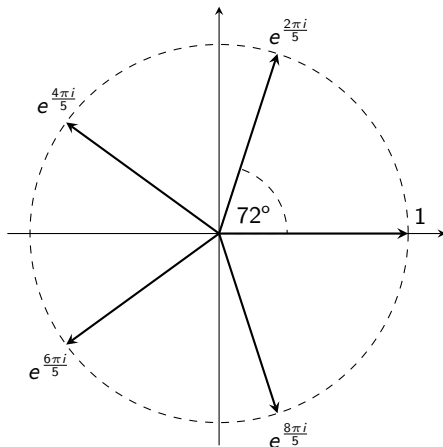
Raíces de la unidad: otro ejemplo

¿Cuáles son las raíces del polinomio $x^5 - 1$? Considerando $\omega_5 = e^{\frac{2\pi i}{5}}$, tenemos que las 5-raíces de la unidad son $1, e^{\frac{2\pi i}{5}}, e^{\frac{4\pi i}{5}}, e^{\frac{6\pi i}{5}}$ y $e^{\frac{8\pi i}{5}}$

Raíces de la unidad: otro ejemplo

¿Cuáles son las raíces del polinomio $x^5 - 1$? Considerando $\omega_5 = e^{\frac{2\pi i}{5}}$, tenemos que las 5-raíces de la unidad son 1 , $e^{\frac{2\pi i}{5}}$, $e^{\frac{4\pi i}{5}}$, $e^{\frac{6\pi i}{5}}$ y $e^{\frac{8\pi i}{5}}$

Representación
geométrica:



La transformada discreta de Fourier

Dado: $n \geq 2$ y un polinomio $p(x) = \sum_{i=0}^{n-1} a_i x^i$

La transformada discreta de Fourier

Dado: $n \geq 2$ y un polinomio $p(x) = \sum_{i=0}^{n-1} a_i x^i$

Definition

La transformada discreta de Fourier (DFT) de $p(x)$ se define como:

$$[p(\omega_n^0), p(\omega_n^1), \dots, p(\omega_n^{n-1})]$$

¿Cómo podemos calcular DFT de manera eficiente?

Representamos $p(x)$ a través del vector $\bar{a} = (a_0, \dots, a_{n-1})$

El problema a resolver es calcular de manera eficiente la transformada discreta de Fourier de $p(x)$, la cual denotamos como **DFT**($\bar{a}$)

- Definimos $y_k = p(\omega_n^k)$ para cada $k \in \{0, \dots, n-1\}$, de manera tal que queremos calcular **DFT**($\bar{a}$) = $[y_0, \dots, y_{n-1}]$

Ejercicio

Muestre que **DFT**($\bar{a}$) puede ser calculada en tiempo $O(n^2)$

¿Cómo podemos calcular DFT de manera eficiente?

Suponiendo que n potencia de 2, calculamos $\mathbf{DFT}(\bar{a})$ realizando los siguientes pasos:

- (1) Calcular $\mathbf{DFT}(\bar{a}_0)$ y $\mathbf{DFT}(\bar{a}_1)$ para dos vectores $\bar{a}_0$ y $\bar{a}_1$ de largo $\frac{n}{2}$
- (2) Combinar $\mathbf{DFT}(\bar{a}_0)$ y $\mathbf{DFT}(\bar{a}_1)$ para obtener $\mathbf{DFT}(\bar{a})$

Es fundamental que el paso (2) sea realizado en tiempo $O(n)$

¿Cómo podemos calcular DFT de manera eficiente?

Suponiendo que n potencia de 2, calculamos $\mathbf{DFT}(\bar{a})$ realizando los siguientes pasos:

- (1) Calcular $\mathbf{DFT}(\bar{a}_0)$ y $\mathbf{DFT}(\bar{a}_1)$ para dos vectores $\bar{a}_0$ y $\bar{a}_1$ de largo $\frac{n}{2}$
- (2) Combinar $\mathbf{DFT}(\bar{a}_0)$ y $\mathbf{DFT}(\bar{a}_1)$ para obtener $\mathbf{DFT}(\bar{a})$

Es fundamental que el paso (2) sea realizado en tiempo $O(n)$

Ejercicio

Muestre que si el paso (2) es realizado en $c \cdot n$ operaciones, entonces $\mathbf{DFT}(\bar{a})$ puede ser calculada en tiempo $O(n \cdot \log_2(n))$

La descomposición recursiva

Tenemos que:

$$\begin{aligned}p(x) &= \sum_{i=0}^{n-1} a_i x^i \\&= \sum_{i=0}^{\frac{n}{2}-1} a_{2i} x^{2i} + \sum_{i=0}^{\frac{n}{2}-1} a_{2i+1} x^{2i+1} \\&= \sum_{i=0}^{\frac{n}{2}-1} a_{2i} x^{2i} + x \cdot \sum_{i=0}^{\frac{n}{2}-1} a_{2i+1} x^{2i}\end{aligned}$$

Definimos los polinomios:

$$\begin{aligned}q(z) &= \sum_{i=0}^{\frac{n}{2}-1} a_{2i} z^i \\r(z) &= \sum_{i=0}^{\frac{n}{2}-1} a_{2i+1} z^i\end{aligned}$$

La descomposición recursiva

Tenemos entonces que $p(x) = q(x^2) + x \cdot r(x^2)$

Para calcular $[p(\omega_n^0), p(\omega_n^1), \dots, p(\omega_n^{n-1})]$, tenemos entonces que calcular:

$$[q((\omega_n^0)^2), q((\omega_n^1)^2), \dots, q((\omega_n^{n-1})^2)]$$

$$[r((\omega_n^0)^2), r((\omega_n^1)^2), \dots, r((\omega_n^{n-1})^2)]$$

La descomposición recursiva

Tenemos entonces que $p(x) = q(x^2) + x \cdot r(x^2)$

Para calcular $[p(\omega_n^0), p(\omega_n^1), \dots, p(\omega_n^{n-1})]$, tenemos entonces que calcular:

$$\begin{aligned} &[q((\omega_n^0)^2), q((\omega_n^1)^2), \dots, q((\omega_n^{n-1})^2)] \\ &[r((\omega_n^0)^2), r((\omega_n^1)^2), \dots, r((\omega_n^{n-1})^2)] \end{aligned}$$

Pero si $k \in \{0, \dots, \frac{n}{2} - 1\}$, entonces tenemos que:

$$\begin{aligned} (\omega_n^{\frac{n}{2}+k})^2 &= \omega_n^{n+2k} \\ &= \omega_n^n \cdot \omega_n^{2k} \\ &= (e^{\frac{2\pi i}{n}})^n \cdot (\omega_n^k)^2 \\ &= (e^{2\pi i}) \cdot (\omega_n^k)^2 \\ &= 1 \cdot (\omega_n^k)^2 \\ &= (\omega_n^k)^2 \end{aligned}$$

La descomposición recursiva

Por lo tanto para calcular $[p(\omega_n^0), p(\omega_n^1), \dots, p(\omega_n^{n-1})]$, basta con calcular:

$$[q((\omega_n^0)^2), q((\omega_n^1)^2), \dots, q((\omega_n^{\frac{n}{2}-1})^2)]$$

$$[r((\omega_n^0)^2), r((\omega_n^1)^2), \dots, r((\omega_n^{\frac{n}{2}-1})^2)]$$

La descomposición recursiva

Por lo tanto para calcular $[p(\omega_n^0), p(\omega_n^1), \dots, p(\omega_n^{n-1})]$, basta con calcular:

$$[q((\omega_n^0)^2), q((\omega_n^1)^2), \dots, q((\omega_n^{\frac{n}{2}-1})^2)]$$

$$[r((\omega_n^0)^2), r((\omega_n^1)^2), \dots, r((\omega_n^{\frac{n}{2}-1})^2)]$$

La pregunta clave: ¿si $\omega_n^0, \omega_n^1, \dots, \omega_n^{n-1}$ son las n -raíces de la unidad, quiénes son $(\omega_n^0)^2, (\omega_n^1)^2, \dots, (\omega_n^{\frac{n}{2}-1})^2$?

La descomposición recursiva

Por lo tanto para calcular $[p(\omega_n^0), p(\omega_n^1), \dots, p(\omega_n^{n-1})]$, basta con calcular:

$$\begin{aligned} &[q((\omega_n^0)^2), q((\omega_n^1)^2), \dots, q((\omega_n^{\frac{n}{2}-1})^2)] \\ &[r((\omega_n^0)^2), r((\omega_n^1)^2), \dots, r((\omega_n^{\frac{n}{2}-1})^2)] \end{aligned}$$

La pregunta clave: ¿si $\omega_n^0, \omega_n^1, \dots, \omega_n^{n-1}$ son las n -raíces de la unidad, quiénes son $(\omega_n^0)^2, (\omega_n^1)^2, \dots, (\omega_n^{\frac{n}{2}-1})^2$?

- Dado que q y r son polinomios de grado $\frac{n}{2} - 1$, ¿quiénes deberían ser $(\omega_n^0)^2, (\omega_n^1)^2, \dots, (\omega_n^{\frac{n}{2}-1})^2$ para poder realizar las llamadas recursivas a **DFT**?

Respondiendo la pregunta: una regla de simplificación

Tenemos que $\omega_{n \cdot \ell}^{k \cdot \ell} = \omega_n^k$ para $\ell > 0$, puesto que:

$$\begin{aligned}\omega_{n \cdot \ell}^{k \cdot \ell} &= \left(e^{\frac{2\pi i}{n \cdot \ell}} \right)^{k \cdot \ell} \\ &= \left(e^{\frac{2\pi i \cdot \ell}{n \cdot \ell}} \right)^k \\ &= \left(e^{\frac{2\pi i}{n}} \right)^k \\ &= \omega_n^k\end{aligned}$$

La respuesta a la pregunta

Lema

Si $n \geq 2$ es par, entonces $(\omega_n^0)^2, (\omega_n^1)^2, \dots, (\omega_n^{\frac{n}{2}-1})^2$ son las $\frac{n}{2}$ -raíces de la unidad (vale decir, son las raíces del polinomio $x^{\frac{n}{2}} - 1$).

La respuesta a la pregunta

Lema

Si $n \geq 2$ es par, entonces $(\omega_n^0)^2, (\omega_n^1)^2, \dots, (\omega_n^{\frac{n}{2}-1})^2$ son las $\frac{n}{2}$ -raíces de la unidad (vale decir, son las raíces del polinomio $x^{\frac{n}{2}} - 1$).

Demostración: dado $k \in \{0, \dots, \frac{n}{2} - 1\}$, se tiene que

$$\begin{aligned}(\omega_n^k)^2 &= \omega_n^{k \cdot 2} \\ &= \omega_{\frac{n}{2}}^{k \cdot 2} \\ &= \omega_{\frac{n}{2}}^k\end{aligned}\quad \text{por la regla de simplificación}$$

La respuesta a la pregunta

Lema

Si $n \geq 2$ es par, entonces $(\omega_n^0)^2, (\omega_n^1)^2, \dots, (\omega_n^{\frac{n}{2}-1})^2$ son las $\frac{n}{2}$ -raíces de la unidad (vale decir, son las raíces del polinomio $x^{\frac{n}{2}} - 1$).

Demostración: dado $k \in \{0, \dots, \frac{n}{2} - 1\}$, se tiene que

$$\begin{aligned}(\omega_n^k)^2 &= \omega_n^{k \cdot 2} \\ &= \omega_{\frac{n}{2}}^{k \cdot 2} \\ &= \omega_{\frac{n}{2}}^k\end{aligned}\quad \text{por la regla de simplificación}$$

Por lo tanto, $(\omega_n^0)^2, (\omega_n^1)^2, \dots, (\omega_n^{\frac{n}{2}-1})^2$ son las $\frac{n}{2}$ -raíces de la unidad

► Puesto que $(\omega_n^0)^2, (\omega_n^1)^2, \dots, (\omega_n^{\frac{n}{2}-1})^2 = \omega_{\frac{n}{2}}^0, \omega_{\frac{n}{2}}^1, \dots, \omega_{\frac{n}{2}}^{\frac{n}{2}-1}$



La descomposición recursiva (continuación)

Recuerde que $\bar{a} = (a_0, \dots, a_{n-1})$, y defina:

$$\bar{a}_0 = (a_0, a_2, \dots, a_{n-2})$$

$$\bar{a}_1 = (a_1, a_3, \dots, a_{n-1})$$

La descomposición recursiva (continuación)

Recuerde que $\bar{a} = (a_0, \dots, a_{n-1})$, y defina:

$$\bar{a}_0 = (a_0, a_2, \dots, a_{n-2})$$

$$\bar{a}_1 = (a_1, a_3, \dots, a_{n-1})$$

De los resultados anteriores concluimos que para calcular **DFT**($\bar{a}$), primero tenemos que calcular **DFT**($\bar{a}_0$) y **DFT**($\bar{a}_1$)

La descomposición recursiva (continuación)

Recuerde que $\bar{a} = (a_0, \dots, a_{n-1})$, y defina:

$$\bar{a}_0 = (a_0, a_2, \dots, a_{n-2})$$

$$\bar{a}_1 = (a_1, a_3, \dots, a_{n-1})$$

De los resultados anteriores concluimos que para calcular **DFT**($\bar{a}$), primero tenemos que calcular **DFT**($\bar{a}_0$) y **DFT**($\bar{a}_1$)

¿Cómo se construye **DFT**($\bar{a}$) a partir de **DFT**($\bar{a}_0$) y **DFT**($\bar{a}_1$)?

Construyendo $\mathbf{DFT}(\bar{a})$ a partir de $\mathbf{DFT}(\bar{a}_0)$ y $\mathbf{DFT}(\bar{a}_1)$

Sea:

$$\mathbf{DFT}(\bar{a}_0) = [y_{0,0}, y_{0,1}, \dots, y_{0,\frac{n}{2}-1}]$$

$$\mathbf{DFT}(\bar{a}_1) = [y_{1,0}, y_{1,1}, \dots, y_{1,\frac{n}{2}-1}]$$

Para $k \in \{0, \dots, \frac{n}{2} - 1\}$ tenemos que:

$$\begin{aligned} y_k &= p(\omega_n^k) \\ &= q((\omega_n^k)^2) + \omega_n^k \cdot r((\omega_n^k)^2) \\ &= q(\omega_{\frac{n}{2}}^k) + \omega_n^k \cdot r(\omega_{\frac{n}{2}}^k) \\ &= y_{0,k} + \omega_n^k \cdot y_{1,k} \end{aligned}$$

Construyendo $\mathbf{DFT}(\bar{a})$ a partir de $\mathbf{DFT}(\bar{a}_0)$ y $\mathbf{DFT}(\bar{a}_1)$

Además, para $k \in \{0, \dots, \frac{n}{2} - 1\}$ tenemos que:

$$\begin{aligned}y_{\frac{n}{2}+k} &= p(\omega_n^{\frac{n}{2}+k}) \\&= q((\omega_n^{\frac{n}{2}+k})^2) + \omega_n^{\frac{n}{2}+k} \cdot r((\omega_n^{\frac{n}{2}+k})^2) \\&= q(\omega_n^{n+2k}) + \omega_n^{\frac{n}{2}} \cdot \omega_n^k \cdot r(\omega_n^{n+2k}) \\&= q(\omega_n^n \cdot \omega_n^{2k}) + (e^{\frac{2\pi i}{n}})^{\frac{n}{2}} \cdot \omega_n^k \cdot r(\omega_n^n \cdot \omega_n^{2k}) \\&= q(1 \cdot \omega_n^{2k}) + e^{\pi i} \cdot \omega_n^k \cdot r(1 \cdot \omega_n^{2k}) \\&= q(\omega_n^{2k}) - \omega_n^k \cdot r(\omega_n^{2k}) \\&= q(\omega_n^{\frac{k}{2}}) - \omega_n^k \cdot r(\omega_n^{\frac{k}{2}}) \\&= y_{0,k} - \omega_n^k \cdot y_{1,k}\end{aligned}$$

Construyendo $\mathbf{DFT}(\bar{a})$ a partir de $\mathbf{DFT}(\bar{a}_0)$ y $\mathbf{DFT}(\bar{a}_1)$

Resumiendo, para $k \in \{0, \dots, \frac{n}{2} - 1\}$ tenemos que:

$$\begin{aligned}y_k &= y_{0,k} + \omega_n^k \cdot y_{1,k} \\ y_{\frac{n}{2}+k} &= y_{0,k} - \omega_n^k \cdot y_{1,k}\end{aligned}$$

Construyendo $\mathbf{DFT}(\bar{a})$ a partir de $\mathbf{DFT}(\bar{a}_0)$ y $\mathbf{DFT}(\bar{a}_1)$

Resumiendo, para $k \in \{0, \dots, \frac{n}{2} - 1\}$ tenemos que:

$$\begin{aligned}y_k &= y_{0,k} + \omega_n^k \cdot y_{1,k} \\ y_{\frac{n}{2}+k} &= y_{0,k} - \omega_n^k \cdot y_{1,k}\end{aligned}$$

Para tener un algoritmo recursivo para calcular $\mathbf{DFT}$ sólo nos falta el caso base.

- Consideramos $n = 2$ y un polinomio $p(x) = a_0 + a_1x$

Construyendo $\mathbf{DFT}(\bar{a})$ a partir de $\mathbf{DFT}(\bar{a}_0)$ y $\mathbf{DFT}(\bar{a}_1)$

Tenemos que $\omega_2 = e^{\frac{2\pi i}{2}} = e^{\pi i} = -1$

► Por lo tanto: $\omega_2^0 = 1$ y $\omega_2^1 = -1$

Concluimos que:

$$p(\omega_2^0) = a_0 + a_1$$

$$p(\omega_2^1) = a_0 - a_1$$

Un algoritmo recursivo eficiente para **DFT**

La entrada del algoritmo es un polinomio $p(x) = \sum_{i=0}^{n-1} a_i x^i$

- ▶ Este polinomio es representado por el vector $\bar{a} = (a_0, \dots, a_{n-1})$

Suponemos además que $n \geq 2$ y n es una potencia de 2

El algoritmo es llamado la transformada rápida de Fourier (FFT)

- ▶ Fue propuesto por Cooley & Tukey

Un algoritmo recursivo eficiente para **DFT**

FFT($\bar{a}$)

$(a_0, \dots, a_{n-1}) := \bar{a}$

if $n = 2$ **then**

$y_0 = a_0 + a_1$

$y_1 = a_0 - a_1$

return $[y_0, y_1]$

else

$\bar{a}_0 := (a_0, \dots, a_{n-2})$

$\bar{a}_1 := (a_1, \dots, a_{n-1})$

$[y_{0,0}, \dots, y_{0,\frac{n}{2}-1}] := \text{FFT}(\bar{a}_0)$

$[y_{1,0}, \dots, y_{1,\frac{n}{2}-1}] := \text{FFT}(\bar{a}_1)$

$\omega_n := e^{\frac{2\pi i}{n}}$

$\alpha := 1$

for $k := 0$ **to** $\frac{n}{2} - 1$ **do**

$y_k := y_{0,k} + \alpha \cdot y_{1,k}$

$y_{\frac{n}{2}+k} := y_{0,k} - \alpha \cdot y_{1,k}$

$\alpha := \alpha \cdot \omega_n$

return $[y_0, \dots, y_{n-1}]$

Ejercicios

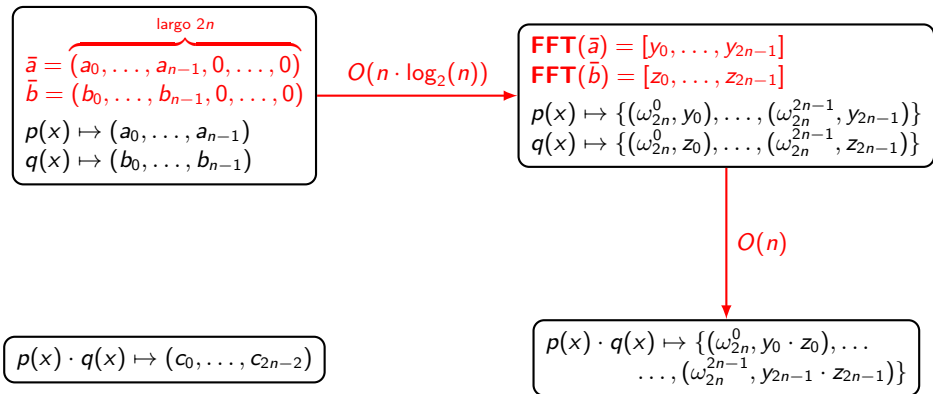
1. Demuestre que **FFT** funciona en tiempo $O(n \cdot \log_2(n))$, donde n es el grado del polinomio de entrada.
2. Sea $p(x)$ un polinomio representado como $\bar{a} = (a_0, \dots, a_{n-1})$, donde n **no** es una potencia de 2.

Para evaluar $p(x)$ en n puntos haga lo siguiente:

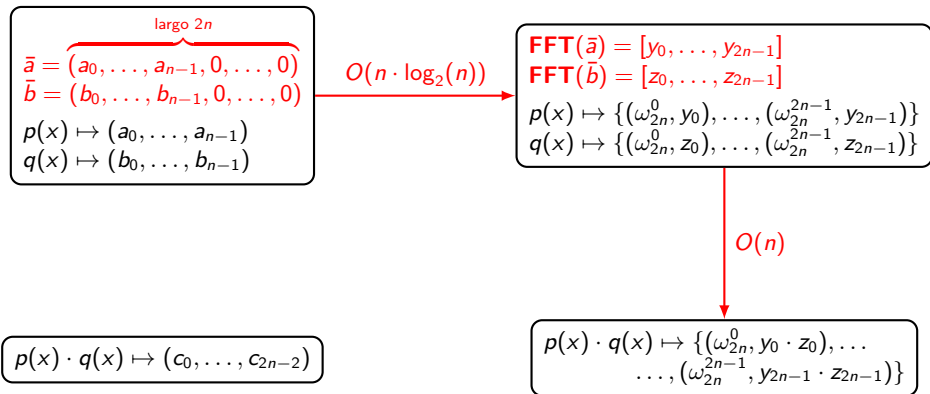
- (i) Defina $\bar{b} = (a_0, \dots, a_{n-1}, 0, \dots, 0)$ de largo $m = 2^{\lceil \log_2(n) \rceil}$
- (ii) Calcule **FFT**($\bar{b}$) = $[y_0, \dots, y_{m-1}]$, y retorne $[y_0, \dots, y_{n-1}]$

Note que este algoritmo retorna $[p(\omega_m^0), \dots, p(\omega_m^{n-1})]$ en lugar de **DFT**($\bar{a}$), y demuestre que funciona en tiempo $O(n \cdot \log_2(n))$

La nueva situación con el algoritmo **FFT**



La nueva situación con el algoritmo **FFT**



Todavía nos falta un algoritmo para calcular la inversa de la transformada discreta de Fourier.

La transformada discreta de Fourier como matriz

Suponga nuevamente que $p(x) = \sum_{i=0}^{n-1} a_i x^i$ con $n \geq 2$

► Para cada $k \in \{0, \dots, n-1\}$: $y_k = p(\omega_n^k) = \sum_{i=0}^{n-1} a_i (\omega_n^k)^i = \sum_{i=0}^{n-1} a_i \cdot \omega_n^{i \cdot k}$

La transformada discreta de Fourier como matriz

Suponga nuevamente que $p(x) = \sum_{i=0}^{n-1} a_i x^i$ con $n \geq 2$

► Para cada $k \in \{0, \dots, n-1\}$: $y_k = p(\omega_n^k) = \sum_{i=0}^{n-1} a_i (\omega_n^k)^i = \sum_{i=0}^{n-1} a_i \cdot \omega_n^{i \cdot k}$

La transformada discreta de Fourier puede ser representada entonces de la siguiente forma en notación matricial:

$$\begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & \cdots & 1 \\ 1 & \omega_n & \omega_n^2 & \cdots & \omega_n^{n-1} \\ 1 & \omega_n^2 & \omega_n^4 & \cdots & \omega_n^{2(n-1)} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \cdots & \vdots \\ 1 & \omega_n^{n-1} & \omega_n^{2(n-1)} & \cdots & \omega_n^{(n-1)(n-1)} \end{pmatrix} \cdot \begin{pmatrix} a_0 \\ a_1 \\ a_2 \\ \vdots \\ a_{n-1} \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} y_0 \\ y_1 \\ y_2 \\ \vdots \\ y_{n-1} \end{pmatrix}$$

La transformada discreta de Fourier como matriz

Definimos la matrix M_n como:

$$M_n = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & \cdots & 1 \\ 1 & \omega_n & \omega_n^2 & \cdots & \omega_n^{n-1} \\ 1 & \omega_n^2 & \omega_n^4 & \cdots & \omega_n^{2(n-1)} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \cdots & \vdots \\ 1 & \omega_n^{n-1} & \omega_n^{2(n-1)} & \cdots & \omega_n^{(n-1)(n-1)} \end{pmatrix}$$

Esta matriz va a ser muy útil al momento de definir la inversa de la transformada discreta de Fourier.

Las matrices M_n y M_n^*

Para cada $i, j \in \{1, \dots, n\}$, tenemos que $M_n[i, j] = (\omega_n^{i-1})^{j-1} = \omega_n^{(i-1) \cdot (j-1)}$

- ▶ Por lo tanto $M_n[i, j] = M_n[j, i]$, de lo cual se deduce que M_n es una matriz simétrica

Las matrices M_n y M_n^*

Para cada $i, j \in \{1, \dots, n\}$, tenemos que $M_n[i, j] = (\omega_n^{i-1})^{j-1} = \omega_n^{(i-1) \cdot (j-1)}$

- ▶ Por lo tanto $M_n[i, j] = M_n[j, i]$, de lo cual se deduce que M_n es una matriz simétrica

Recuerde que la matriz adjunta A^* de una matriz A se define como $A^*[i, j] = \overline{A[j, i]}$

- ▶ Donde $\overline{b + ci} = b - ci$ es el conjugado del número complejo $b + ci$

Las matrices M_n y M_n^*

Para cada $i, j \in \{1, \dots, n\}$, tenemos que $M_n[i, j] = (\omega_n^{i-1})^{j-1} = \omega_n^{(i-1) \cdot (j-1)}$

- ▶ Por lo tanto $M_n[i, j] = M_n[j, i]$, de lo cual se deduce que M_n es una matriz simétrica

Recuerde que la matriz adjunta A^* de una matriz A se define como $A^*[i, j] = \overline{A[j, i]}$

- ▶ Donde $\overline{b + ci} = b - ci$ es el conjugado del número complejo $b + ci$

Para calcular M_n^* necesitamos calcular el conjugado de ω_n^k

El conjugado de ω_n^k

Tenemos que:

$$\begin{aligned}\overline{(\omega_n^k)} &= \overline{(e^{\frac{2\pi i}{n}})^k} \\&= \overline{e^{\frac{2\pi ki}{n}}} \\&= \overline{\cos\left(\frac{2\pi k}{n}\right) + i \sin\left(\frac{2\pi k}{n}\right)} \\&= \cos\left(\frac{2\pi k}{n}\right) - i \sin\left(\frac{2\pi k}{n}\right) \\&= \cos\left(-\frac{2\pi k}{n}\right) + i \sin\left(-\frac{2\pi k}{n}\right) \\&= e^{\frac{-2\pi ki}{n}} \\&= (e^{\frac{2\pi i}{n}})^{-k} \\&= \omega_n^{-k}\end{aligned}$$

Las matrices M_n y M_n^* (continuación)

Tenemos entonces que:

$$\begin{aligned}M_n^*[i, j] &= \overline{M_n[j, i]} \\&= \overline{(\omega_n^{j-1})^{i-1}} \\&= \omega_n^{(i-1) \cdot (j-1)} \\&= \omega_n^{-(i-1) \cdot (j-1)}\end{aligned}$$

Las matrices M_n y M_n^* (continuación)

Tenemos entonces que:

$$\begin{aligned}M_n^*[i, j] &= \overline{M_n[j, i]} \\&= \overline{(\omega_n^{j-1})^{i-1}} \\&= \omega_n^{(i-1) \cdot (j-1)} \\&= \omega_n^{-(i-1) \cdot (j-1)}\end{aligned}$$

Vamos a utilizar esta propiedad para calcular $M_n^* \cdot M_n$

Las matrices M_n y M_n^* (continuación)

Lema

Sea I_n la matriz identidad de tamaño n . Entonces $M_n^ \cdot M_n = n \cdot I_n$*

Las matrices M_n y M_n^* (continuación)

Lema

Sea I_n la matriz identidad de tamaño n . Entonces $M_n^* \cdot M_n = n \cdot I_n$

Demostración: Sea $A = M_n^* \cdot M_n$

Para $i \in \{1, \dots, n\}$, tenemos que:

$$\begin{aligned} A[i, i] &= \sum_{k=1}^n M_n^*[i, k] \cdot M_n[k, i] \\ &= \sum_{k=1}^n \omega_n^{-(i-1) \cdot (k-1)} \cdot \omega_n^{(k-1) \cdot (i-1)} \\ &= \sum_{k=1}^n 1 \\ &= n \end{aligned}$$

Las matrices M_n y M_n^* (continuación)

Para $i, j \in \{1, \dots, n\}$ con $i \neq j$, tenemos que:

$$\begin{aligned} A[i, j] &= \sum_{k=1}^n M_n^*[i, k] \cdot M_n[k, j] \\ &= \sum_{k=1}^n \omega_n^{-(i-1) \cdot (k-1)} \cdot \omega_n^{(k-1) \cdot (j-1)} \\ &= \sum_{k=1}^n (\omega_n^{-(i-1) + (j-1)})^{k-1} \\ &= \sum_{k=1}^n (\omega_n^{j-i})^{k-1} \\ &= \frac{(\omega_n^{j-i})^n - 1}{\omega_n^{j-i} - 1} \quad \text{ya que } \omega_n^{j-i} \neq 1 \text{ (} j-i \neq 0, j-i \neq n \text{ y } j-i \neq -n) \\ &= \frac{(\omega_n^n)^{j-i} - 1}{\omega_n^{j-i} - 1} = \frac{1^{j-i} - 1}{\omega_n^{j-i} - 1} = \frac{1 - 1}{\omega_n^{j-i} - 1} = 0 \end{aligned}$$



M_n^* como una permutación de M_n

Dado $i \in \{1, \dots, n\}$ y $j \in \{2, \dots, n\}$, tenemos que:

$$\begin{aligned} M_n[i, n+2-j] &= \omega_n^{(i-1) \cdot (n+2-j-1)} \\ &= \omega_n^{(i-1) \cdot (n+1-j)} \\ &= \omega_n^{n \cdot (i-1) + (i-1) \cdot (1-j)} \\ &= \omega_n^{n \cdot (i-1)} \cdot \omega_n^{(i-1) \cdot (1-j)} \\ &= (\omega_n^n)^{i-1} \cdot \omega_n^{-(i-1) \cdot (j-1)} \\ &= 1^{i-1} \cdot \omega_n^{-(i-1) \cdot (j-1)} \\ &= \omega_n^{-(i-1) \cdot (j-1)} \\ &= M_n^*[i, j] \end{aligned}$$

M_n^* como una permutación de M_n

Para $j \in \{2, \dots, n\}$, concluimos que:

$$\begin{pmatrix} M_n^*[1, j] \\ M_n^*[2, j] \\ \vdots \\ M_n^*[n, j] \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} M_n[1, n+2-j] \\ M_n[2, n+2-j] \\ \vdots \\ M_n[n, n+2-j] \end{pmatrix}$$

Vamos a usar esta propiedad para definir M_n^* como una permutación de M_n

M_n^* como una permutación de M_n

Considere la siguiente matriz de permutación de $n \times n$:

$$P_n = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & \cdots & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & \cdots & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & \cdots & 1 & 0 \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots & \vdots \\ 0 & 0 & 0 & 1 & \cdots & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & \cdots & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & \cdots & 0 & 0 \end{pmatrix}$$

De la propiedad en la transparencia anterior se concluye que:

$$M_n^* = M_n \cdot P_n$$

Calculando la inversa de la transformada discreta de Fourier

Tenemos los ingredientes necesarios para calcular la inversa de la transformada discreta de Fourier.

Calculando la inversa de la transformada discreta de Fourier

Tenemos los ingredientes necesarios para calcular la inversa de la transformada discreta de Fourier.

- ▶ No necesitamos de un nuevo algoritmo para calcularla

Calculando la inversa de la transformada discreta de Fourier

Tenemos los ingredientes necesarios para calcular la inversa de la transformada discreta de Fourier.

- No necesitamos de un nuevo algoritmo para calcularla

Teorema

Sea $n \geq 2$, $\bar{a} = (a_0, a_1, \dots, a_{n-1})$ y $\mathbf{DFT}(\bar{a}) = [y_0, y_1, \dots, y_{n-1}]$. Si $\bar{p} = (y_0, y_{n-1}, \dots, y_1)$, entonces:

$$\frac{1}{n} \cdot \mathbf{DFT}(\bar{p}) = [a_0, a_1, \dots, a_{n-1}]$$

La demostración del teorema

Tenemos que:

$$M_n \cdot \begin{pmatrix} a_0 \\ a_1 \\ \vdots \\ a_{n-1} \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} y_0 \\ y_1 \\ \vdots \\ y_{n-1} \end{pmatrix}$$

Por lo tanto:

$$P_n \cdot M_n \cdot \begin{pmatrix} a_0 \\ a_1 \\ \vdots \\ a_{n-1} \end{pmatrix} = P_n \cdot \begin{pmatrix} y_0 \\ y_1 \\ \vdots \\ y_{n-1} \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} y_0 \\ y_{n-1} \\ \vdots \\ y_1 \end{pmatrix}$$

La demostración del teorema

Concluimos que:

$$M_n \cdot P_n \cdot M_n \cdot \begin{pmatrix} a_0 \\ a_1 \\ \vdots \\ a_{n-1} \end{pmatrix} = M_n \cdot \begin{pmatrix} y_0 \\ y_{n-1} \\ \vdots \\ y_1 \end{pmatrix}$$

Dado que $M_n \cdot P_n = M_n^*$, tenemos que:

$$M_n^* \cdot M_n \cdot \begin{pmatrix} a_0 \\ a_1 \\ \vdots \\ a_{n-1} \end{pmatrix} = M_n \cdot \begin{pmatrix} y_0 \\ y_{n-1} \\ \vdots \\ y_1 \end{pmatrix}$$

La demostración del teorema

Así, puesto que $M_n^* \cdot M_n = n \cdot I_n$, tenemos que:

$$n \cdot I_n \cdot \begin{pmatrix} a_0 \\ a_1 \\ \vdots \\ a_{n-1} \end{pmatrix} = M_n \cdot \begin{pmatrix} y_0 \\ y_{n-1} \\ \vdots \\ y_1 \end{pmatrix}$$

De lo cual concluimos que:

$$\begin{pmatrix} a_0 \\ a_1 \\ \vdots \\ a_{n-1} \end{pmatrix} = \frac{1}{n} \cdot M_n \cdot \begin{pmatrix} y_0 \\ y_{n-1} \\ \vdots \\ y_1 \end{pmatrix}$$

La demostración del teorema

Así, utilizando la notación matricial para la transformada discreta de Fourier concluimos que:

$$[a_0, a_1, \dots, a_{n-1}] = \frac{1}{n} \cdot \mathbf{DFT}(\bar{p})$$



Multiplicando polinomios en tiempo $O(n \cdot \log n)$

