

UNA INTRODUCCIÓN A LA TEORÍA DE CATEGORÍAS

ALEJANDRO VÁZQUEZ ACEVES, JUAN CARLOS MONTER CORTÉS, MAURICIO MEDINA
BÁRCENA Y LUIS ÁNGEL ZALDÍVAR CORICHI

RESUMEN. La teoría de categorías es una rama de las matemáticas que estudia la esencia de estructuras matemáticas y relaciones entre ellas. Se basa en la idea de que muchas estructuras matemáticas pueden ser vistas como objetos y las relaciones entre ellas como morfismos (o flechas). Esta perspectiva permite un enfoque más abstracto y generalizado de las matemáticas, facilitando la comparación y el estudio de diferentes áreas de La Matemática.

ABSTRACT. Category theory is a branch of mathematics that explores mathematical structures and the relationships between them. It is built on the idea that many of these structures can be seen as objects, with the connections between them represented as morphisms (or arrows). This point of view offers a more abstract and unified approach, allowing for deeper insight into the inner workings of Mathematics as a whole.

2000 *Mathematics Subject Classification*. 18-01, 18A05.

Palabras Claves. Categorías, funtores, transformaciones naturales, límites, adjunciones.

INTRODUCCIÓN

Por más de 2 milenios se ha estudiado indirectamente una relación muy profunda que hay entre el “contexto” espacial y el “contexto” algebraico. Uno de los avances más importantes en esta relación la hizo René Descartes, ya que gracias a la idea del plano cartesiano, se evidenció como las ecuaciones (objetos algebraicos) se relacionan con curvas en el plano (objetos espaciales). Con la maduración de las matemáticas y un cambio de paradigma que vino al rededor del siglo XIX, se empezó a entender muchos objetos matemáticos como objetos con cierta estructura, y que el estudio de las estructuras y sus clasificaciones da mucha información matemática de estos objetos. Estas ideas dieron forma a diversas ramas de las matemáticas, como la topología, la teoría de grupos, anillos, campos, espacios vectoriales, y muchas más, pero la protagonista de esta historia y fruto de varias de las antes mencionadas, es la topología algebraica; esta es una rama que básicamente utiliza estructuras algebraicas para estudiar y clasificar estructuras topológicas.

A mediados del siglo XX, Samuel Eilenberg y Saunders Mac Lane, en un ejercicio del cálculo de una cohomología; un término técnico de topología algebraica que no es necesario aclarar, básicamente estaban trabajando con funtores que asignan a cada espacio topológico, una estructura algebraica; notaron que había maneras “naturales de pasar” de un functor a otro. Esto llevó a la definición formal de transformación natural. Así, en su artículo de 1945, “General Theory of Natural Equivalences”, introdujeron por primera vez el lenguaje de categorías para poder expresar todo esto de forma precisa y general.

En este lenguaje de categorías, hay un nuevo cambio de paradigma. En general muchas definiciones dependen de un conjunto y de hablar de los elementos de ese conjunto, y darle estructura a ese conjunto, y todo eso, da como resultado un objeto matemático que puede ser estudiado mirando sus elementos; en categorías, no es posible mirar un objeto aisladamente, es necesario entenderlo como parte de un “contexto” donde sus propiedades las estudiamos a partir de como se “relaciona” con los demás objetos (incluido él mismo) de dicho “contexto”. Esta noción de “contexto” viene formalizado por lo que es una categoría, que como veremos más a detalle, básicamente consta de dar una colección de objetos, dar una colección de flechas (las “relaciones” entre los objetos), y definir una regla de composición de flechas (algo así como “pegar relaciones”) que satisfaga un axioma de asociatividad y un axioma de identidades (véase la definición 1.1 para detalles). Con este espíritu de entender

los objetos a partir de flechas hacia otros objetos de “una misma naturaleza”, se busca definir el concepto de funtor, el cual es básicamente una flecha entre categorías, que respeta la composición de flechas. Recursivamente, pensemos si es posible tener flechas entre funtores, y en efecto lo es, justo estas son las transformaciones naturales.

Las nociones antes mencionadas se detallan en las primeras 3 secciones de estas notas. La sección 4 busca definir lo que es el límite de un diagrama, y profundizar en un concepto categórico llamado “universalidad”. Este concepto se aborda en la sección 1, pero no es hasta que vemos el concepto de límite que se puede dar a entender que toda propiedad universal es el límite de algún diagrama. Además en esta sección exploramos la noción de categoría completa, la cual es simplemente una categoría donde todo diagrama tiene límite, y probamos que toda categoría de funtores cuya categoría codominio es completa, es una categoría completa.

En la sección 5 hablamos del lema de Yoneda. Este lema nos da información acerca de la categoría de funtores que van de una categoría localmente pequeña a la categoría de conjuntos, y tiene una consecuencia importante que se llama encaje de Yoneda, que básicamente nos dice que toda categoría localmente pequeña está encajada en la categoría de funtores que van de dicha categoría a la categoría de conjuntos, y a sabiendas de que la categoría de conjuntos es una categoría completa, esto nos dice básicamente que toda categoría localmente pequeña está encajada en una categoría completa.

La sección 6 introduce el concepto de adjunción, el cual es uno de los más importantes en la teoría de categorías. Pasa que aunque podemos hablar de isomorfismos de categorías, esto muchas veces es complicado de que se de en las ramas de las matemáticas conocidas, lo que si es común son las adjunciones, y éstas se pueden interpretar como una manera de debilitar la noción de isomorfismo, de hecho llamamos equivalencia de categorías cuando una adjunción satisface unas propiedades particulares. Esta idea de adjunción es tan importante que de manera intuitiva, esta relación entre el “contexto” espacial y el “contexto” algebraico, que mencionamos al inicio, lo podemos ver como una adjunción; que es justo de lo que habla la sección 7 de estas notas, una adjunción entre la categoría de espacios topológicos y la categoría de marcos.

ÍNDICE

Introducción	2
1. Conceptos básicos	5
1.1. Dualidad	11
1.2. Universalidad	12
1.3. Ejercicios sugeridos de esta sección	17
2. Funtores	18
3. Transformaciones naturales	20
4. Límites y colímites	20
5. Lema de Yoneda	21
6. Adjunciones	21
6.1. Monadas una pequeña introducción	25
6.2. Monadas	27
6.3. Ternas de Kleisli	29
6.4. Solución de Kleisli	35
6.5. La solución de Eilenberg y Moore	37
7. La adjunción entre Frm y Top	37
7.1. El espacio de puntos	38
7.2. Funtorialidad y naturalidad	41
7.3. El espacio de puntos del marco de abiertos	42
7.4. La adjunción	44
7.5. La propiedad universal de las reflexiones	47
7.6. Álgebras para la adjunción $\text{spec} \dashv \mathcal{O}$	48

1. CONCEPTOS BÁSICOS

Definición 1.1 (Categoría). *Una categoría \mathcal{C} consiste de los siguientes datos:*

1. *Una colección de objetos, que denotaremos por $\text{Obj}(\mathcal{C})$.*
2. *Una colección de flechas ó morfismos entre objetos. Cada flecha f tiene un objeto de salida $\text{Dom}(f) \in \text{Obj}(\mathcal{C})$ ¹, que llamamos dominio de f , y un objeto de llegada $\text{Cod}(f) \in \text{Obj}(\mathcal{C})$, que llamamos codominio de f . Toda la información que carga una flecha se condensa en la notación $f : \text{Dom}(f) \rightarrow \text{Cod}(f)$ ².*

A la colección de flechas de la categoría la denotaremos por $\text{Fle}(\mathcal{C})$. Y a la colección de flechas con dominio A y codominio B la denotaremos por $\mathcal{C}(A, B)$.

3. *Una regla de composición de flechas. Lo que significa que a cada par de flechas $f, g \in \text{Fle}(\mathcal{C})$, tales que $\text{Cod}(f) = \text{Dom}(g)$, le asigna una flecha $g \circ f : \text{Dom}(f) \rightarrow \text{Cod}(g)$, llamada composición de g con f , y es tal que:*
 - *Para cualesquiera objetos $A, B, C, D \in \text{Obj}(\mathcal{C})$, y flechas $f : A \rightarrow B, g : B \rightarrow C$ y $h : C \rightarrow D$, se tiene que:*

$$h \circ (g \circ f) = (h \circ g) \circ f.$$

- *Para todo objeto $A \in \text{Obj}(\mathcal{C})$, existe $\text{id}_A \in \mathcal{C}(A, A)$ tal que cualquier objeto $B \in \text{Obj}(\mathcal{C})$ y flechas $g \in \mathcal{C}(A, B)$, $h \in \mathcal{C}(B, A)$ satisfacen:*

$$g \circ \text{id}_A = g \text{ y } \text{id}_B \circ h = h.$$

Para simplificar la notación, cuando nos refiramos a un objeto o flecha de una categoría \mathcal{C} , escribiremos $A \in \mathcal{C}$ o $f \in \mathcal{C}$; y en caso de que sea ambigua usaremos la notación $A \in \text{Obj}(\mathcal{C})$ o $f \in \text{Fle}(\mathcal{C})$. También al hablar de una flecha en una categoría, podríamos usar una notación de diagrama como sigue

$$A \xrightarrow{f} B \in \mathcal{C}$$

lo que significa que la flecha f está en la categoría \mathcal{C} y tiene dominio A y codominio B . De forma similar, podemos denotar que todas las flechas de un diagrama estén en una categoría \mathcal{C} , y al mismo tiempo decir sus dominios y codominios como sea

¹Aunque la colección de objetos no forme un conjunto, usamos la notación conjuntista de elemento, para decir que el dominio de f es uno de los objetos determinados en el punto 1

²Aunque la notación sugiere que f es una función, en general no lo es.

conveniente. Como por ejemplo

$$A \xrightarrow{f} B \xrightarrow{g} C \in \mathcal{C}, \quad \begin{array}{c} A \xrightarrow{g} B \\ f \downarrow \\ C \end{array} \in \mathcal{C}, \quad A \xrightleftharpoons[g]{f} B \in \mathcal{C}$$

Hay que decir que las flechas en $\mathcal{C}(A, A)$ reciben el nombre de *endomorfismos*, por lo que denotaremos a tal colección como $\text{End}(A)$, y de haber alguna duda de la categoría en discusión, usaremos la notación $\text{End}_{\mathcal{C}}(A)$.

Por último hay que mencionar que en un diagrama como el siguiente

$$\begin{array}{ccc} A & \xrightarrow{g} & B \\ f \downarrow & \swarrow h & \\ C & & \end{array}$$

donde es posible componer la flecha h con g y tener una flecha con mismo dominio y codominio que f , es equivalente decir que $h \circ g = f$ a que el *diagrama conmuta*. En general decir que un diagrama conmuta es equivalente a decir que cualesquiera dos “camino” que tengan mismos dominios y codominios, respectivamente, son iguales. De esta manera a través de un diagrama conmutativo, podemos expresar varias ecuaciones de composiciones de flechas. Por ejemplo, que el siguiente diagrama conmute

$$\begin{array}{ccccc} A & \xrightarrow{f} & C & \xrightarrow{g} & D \\ & \searrow h & \uparrow d & \nearrow e & \\ & & B & & \end{array}$$

condensa varias ecuaciones, como $f = d \circ h$, $e = g \circ d$, $e \circ h = g \circ f$, y algunas otras redundantes.

Definición 1.2 (Isomorfismo). Sea \mathcal{C} una categoría y una flecha $A \xrightarrow{f} B \in \mathcal{C}$. Decimos que f es un isomorfismo si existe una flecha $B \xrightarrow{g} A \in \mathcal{C}$ tal que

$$g \circ f = \text{id}_A \text{ y } f \circ g = \text{id}_B$$

En este caso, decimos que A y B son objetos isomorfos en \mathcal{C} y denotamos $A \cong_{\mathcal{C}} B$.

En general si no hay ambigüedad de la categoría en la que dos objetos son isomorfos, entonces podemos omitir especificarla, y en la notación simplemente escribir $A \cong B$. Como curiosidad acerca de diagramas conmutativos, sería bueno hacer notar que una

flecha $A \xrightarrow{f} B \in \mathcal{C}$ es un isomorfismo si y solo si existe una flecha $B \xrightarrow{g} A \in \mathcal{C}$ tal que el siguiente diagrama

$$\begin{array}{ccccc} A & \xrightarrow{\text{id}_A} & A & \xrightarrow{f} & B \\ & \searrow f & \uparrow g & \nearrow \text{id}_B & \\ & & B & & \end{array}$$

conmuta.

Proposición 1.3. *Sea \mathcal{C} una categoría y $A \xrightarrow{f} B \in \mathcal{C}$ un isomorfismo, entonces existe una única flecha $B \xrightarrow{g} A \in \mathcal{C}$ tal que $g \circ f = \text{id}_A$ y $f \circ g = \text{id}_B$.*

Demostración. Supongamos que existen dos flechas $B \xrightarrow[g_2]{g_1} A \in \mathcal{C}$ tales que los diagramas

$$\begin{array}{ccccc} A & \xrightarrow{\text{id}_A} & A & \xrightarrow{f} & B \\ & \searrow f & \uparrow g_1 & \nearrow \text{id}_B & \\ & & B & & \end{array} \quad \text{y} \quad \begin{array}{ccccc} A & \xrightarrow{\text{id}_A} & A & \xrightarrow{f} & B \\ & \searrow f & \uparrow g_2 & \nearrow \text{id}_B & \\ & & B & & \end{array}$$

conmutan. Entonces

$$g_1 = g_1 \circ \text{id}_B = g_1 \circ (f \circ g_2) = (g_1 \circ f) \circ g_2 = \text{id}_A \circ g_2 = g_2.$$

□

De lo anterior queda claro que el inverso de un isomorfismo f es único, por lo que lo denotaremos como f^{-1} .

Lema 1.4.

1. Para todo objeto $A \in \mathcal{C}$, id_A es un isomorfismo.
2. Si $f \in \mathcal{C}$ es un isomorfismo, entonces f^{-1} es un isomorfismo.
3. Si $A \xrightarrow{f} B \xrightarrow{g} C \in \mathcal{C}$ son isomorfismos, entonces $g \circ f$ es un isomorfismo.

Demostración.

1. Es consecuencia directa de que $\text{id}_A \circ \text{id}_A = \text{id}_A$.
2. Por definición de isomorfismo, existe $B \xrightarrow{f^{-1}} A$ tal que $f \circ f^{-1} = \text{id}_B$ y $f^{-1} \circ f = \text{id}_A$.
3. Por definición de isomorfismo, existen $B \xrightarrow{f^{-1}} A$ y $C \xrightarrow{g^{-1}} B$ tales que $f \circ f^{-1} = \text{id}_B$, $f^{-1} \circ f = \text{id}_A$, $g \circ g^{-1} = \text{id}_C$ y $g^{-1} \circ g = \text{id}_B$. Entonces

$$(g \circ f) \circ (f^{-1} \circ g^{-1}) = g \circ (f \circ f^{-1}) \circ g^{-1} = g \circ \text{id}_B \circ g^{-1} = g \circ g^{-1} = \text{id}_C$$

y

$$(f^{-1} \circ g^{-1}) \circ (g \circ f) = f^{-1} \circ (g^{-1} \circ g) \circ f = f^{-1} \circ \text{id}_B \circ f = f^{-1} \circ f = \text{id}_A.$$

□

Consideremos un objeto A en una categoría arbitraria \mathcal{C} . Si la colección $\text{End}(A)$ forma un conjunto, entonces este conjunto forma un monoide con la composición de flechas de \mathcal{C} . Cuando un endomorfismo es un isomorfismo, lo llamamos *automorfismo* y por lo tanto podemos definir la subcolección

$$\text{Aut}(A) := \{f \in \text{End}(A) \mid f \text{ es un isomorfismo}\}$$

Teorema 1.5. *Sea \mathcal{C} una categoría y $A \in \mathcal{C}$ un objeto tal que $\text{Aut}(A)$ es un conjunto. Entonces $\text{Aut}(A)$ es un grupo con la composición de flechas de \mathcal{C} .*

Demostración. Es consecuencia directa del lema 1.4

□

Definición 1.6 (Monomorfismos y epimorfismos). *Sea \mathcal{C} una categoría y $A \xrightarrow{f} B \in \mathcal{C}$ una flecha.*

1. *Decimos que f es un monomorfismo si para cualquier objeto X y flechas $X \xrightarrow[\beta]{\alpha} A$ tales que $f \circ \alpha = f \circ \beta$, entonces $\alpha = \beta$.*
2. *Decimos que f es un epimorfismo si para cualquier objeto Y y flechas $B \xrightarrow[\beta]{\alpha} Y$ tales que $\alpha \circ f = \beta \circ f$, entonces $\alpha = \beta$.*

Hay que hacer énfasis en que básicamente una flecha es monomorfismo (epimorfismo) si es cancelable por la izquierda (derecha). Sin embargo esto no implica que exista una flecha tal que la composición (en alguna dirección) sea igual a la identidad, pero puede existir, y por eso introducimos la siguiente definición

Definición 1.7 (Secciones y retracts). *Sea \mathcal{C} una categoría y $A \xrightarrow{f} B \in \mathcal{C}$ una flecha.*

1. *Decimos que f es una sección si existe $B \xrightarrow{g} A \in \mathcal{C}$ tal que $g \circ f = \text{id}_A$.*
2. *Decimos que f es un retracto si existe $B \xrightarrow{g} A \in \mathcal{C}$ tal que $f \circ g = \text{id}_B$.*

Observemos que toda sección (retracto) es un monomorfismo (epimorfismo). Y notemos que, para un flecha en una categoría, aunque no es suficiente ser monomorfismo y epimorfismo para ser isomorfismo, si es suficiente que sea sección y retracto (Demostración como ejercicio para el lector).

Ejemplos de categorías, en cada ejemplo decir que son Isos, monos, epis, secciones y retracts...

Ejemplo 1.8 (Categorías discretas). Consideremos una colección arbitraria A , esta colección puede representar una categoría, considerando a cada elemento de A como un objeto, podemos simplemente decir que las únicas flechas son las identidades de cada objeto, y por lo tanto la regla de composición es trivial. Cualquier categoría \mathcal{C} que satisfaga que hay una biyección entre su colección de objetos $\text{Obj}(\mathcal{C})$ y su colección de flechas $\text{Fle}(\mathcal{C})$, le llamamos *categoría discreta*. En este tipo de categorías, cada flecha es un isomorfismo, y por lo tanto también es un monomorfismo, epimorfismo, sección y retracto.

Ejemplo 1.9 (Categorías Concretas). Aún no podemos definir formalmente lo que es una categoría concreta, pero esencialmente son categorías donde sus objetos pueden ser vistos como conjuntos con estructuras adicionales, y sus flechas como funciones entre estos conjuntos que preservan las estructuras.

- El ejemplo más sencillo de categoría concreta es la categoría de conjuntos **Con**, donde los objetos son conjuntos y las flechas son funciones. No es complicado verificar que los isomorfismos son funciones biyectivas. Esta categoría satisface que para una función es equivalente ser monomorfismo a ser sección a ser inyectiva; y es equivalente ser epimorfismo a ser retracto a ser sobreyectiva.
- La categoría de grupos **Grp** es otra categoría concreta, donde los objetos son grupos y las flechas son homomorfismos de grupos. en esta categoría los isomorfismos son precisamente los homomorfismos biyectivos. Se cumple que es equivalente ser monomorfismo a ser inyectiva; y es equivalente ser epimorfismo a ser sobreyectiva. Sin embargo, no es equivalente ser sección a ser inyectiva, ni ser retracto a ser sobreyectiva.
- La categoría de espacios topológicos **Top** es otra categoría concreta, donde los objetos son espacios topológicos y las flechas son funciones continuas. En esta categoría, los isomorfismos son los homeomorfismos, los monomorfismos son las funciones inyectivas continuas, y los epimorfismos son las funciones sobreyectivas continuas. Sabemos que en los dos ejemplos anteriores, que una flecha sea monomorfismo y epimorfismo es equivalente a que sea un isomorfismo, pero en esta categoría no pasa eso, ya que no es suficiente tener una función biyectiva y continua para que sea un homeomorfismo. De nuevo en esta categoría monomorfismos y secciones no son equivalentes, ni epimorfismos y retractos.
- Dado un campo K , tenemos la categoría **Vect_K** de espacios vectoriales sobre K , donde los objetos son espacios vectoriales con escalares en K y las flechas

son transformaciones lineales. En esta categoría, los isomorfismos son precisamente las transformaciones lineales biyectivas. De nuevo es equivalente ser monomorfismo a ser inyectiva, ser epimorfismo a ser sobreyectiva, y ser isomorfismo a ser monomorfismo y epimorfismo, pero no es equivalente ser sección a ser inyectiva, ni ser retracts a ser sobreyectiva.

- La categoría **Ring** de anillos con identidad, donde los objetos son anillos con identidad y las flechas son homomorfismos de anillos, funciones que preservan las operaciones del anillo, la identidad y el cero. En esta categoría, los isomorfismos son los homomorfismos biyectivos, de nuevo es equivalente ser monomorfismo a ser inyectiva, pero no todos los epimorfismos son sobreyectivos, y por lo tanto tampoco es equivalente ser isomorfismo a ser monomorfismo y epimorfismo. Sugerimos como ejercicio al lector probar que la inclusión de \mathbb{Z} en \mathbb{Q} es un epimorfismo en **Ring**. Y con las secciones y retracts tenemos el mismo caso que en los ejemplos anteriores (con excepción de **Con**).
- La categoría **Frm** de marcos, donde los objetos, llamados marcos, son conjuntos parcialmente ordenados que tienen elemento tope, elemento fondo, supremos arbitrarios, ínfimos finitos y estos dos últimos son distributivos entre sí; y las flechas son funciones monótonas que preservan el tope, el fondo, los supremos arbitrarios y los ínfimos finitos. Las caracterizaciones de isomorfismos, monomorfismos y epimorfismos son básicamente las mismas que en **Con**, pero de nuevo, como en otras categorías, las secciones y retracts no son equivalentes a los monomorfismos y epimorfismos, respectivamente.

Ejemplo 1.10 (Monoides). Consideremos un monoide M , es decir, un conjunto con una operación binaria asociativa y un elemento neutro. Podemos verlo como una categoría que tiene un solo objeto, y cada flecha, que es un endomorfismo del único objeto, está representada por un elemento del monoide. La regla de composición es la operación del monoide, lo que da la asociatividad, y el elemento neutro del monoide es la flecha identidad del único objeto. En este tipo de categorías, los isomorfismos son precisamente los elementos invertibles del monoide, las secciones y retracts son los elementos que tienen inverso a la izquierda y derecha respectivamente, y los monomorfismos y epimorfismos son los elementos cancelables por la izquierda y derecha, respectivamente. Veamos algunas categorías de este tipo:

- El monoide de los naturales \mathbb{N} con la multiplicación como operación binaria. Esta categoría tiene un isomorfismo, el 1, y todos los demás elementos son monomorfismos y epimorfismos simultáneamente, pero ninguno es una sección o

un retracts. De hecho en este caso particular, como el monoide es conmutativo, tanto las nociones de monomorfismo y epimorfismo son equivalentes, como las nociones de sección y retracts.

- El monoide de los enteros \mathbb{Z} con la suma. Esta categoría solo tiene isomorfismos, y sabemos que es un grupo, entonces en particular los grupos son categorías con un único objeto donde todos los morfismos son isomorfismos.

Ejemplo 1.11 (Categorías delgadas). Una categoría \mathcal{C} es *delgada* si para cualquier par de objetos $A, B \in \text{Obj}(\mathcal{C})$, la colección de flechas $\mathcal{C}(A, B)$ tiene a lo más un elemento. Notemos que esto es equivalente a tener una colección arbitraria A , y tener un preorden sobre A , es decir, una relación binaria \leq sobre A reflexiva y transitiva. Entonces podemos ver al preorden (A, \leq) como una categoría que tiene como objetos los elementos de A y simplemente decimos que hay una única flecha de a a b si y solo si $a \leq b$; la regla de composición está dada por la transitividad de la relación, que es asociativa trivialmente (pues a lo mucho hay una única flecha entre dos objetos), y la identidad de cada objeto viene dada por la reflexividad de la relación. En este tipo de categorías todas las flechas son monomorfismos y epimorfismos, pero solo son secciones y retracts si son isomorfismos.

Ahora queremos abordar dos conceptos importantes, el de “universalidad” y el de “dualidad”. Empezaremos por el segundo.

1.1. Dualidad. Notemos que esencialmente la diferencia entre los conceptos de monomorfismo y epimorfismo, o de sección y retracts, solo está en la dirección de las flechas. En esta última observación está la clave para entender el concepto de dualidad. Antes de dar una definición más formal definamos lo que es la categorías dual de una categoría.

Definición 1.12 (Categoría opuesta o dual). Sea \mathcal{C} una categoría. Denotaremos como \mathcal{C}^{op} (o \mathcal{C}^*) a la categoría opuesta o dual de \mathcal{C} , la cual está determinada de la siguiente manera:

- Los objetos de \mathcal{C}^{op} son los mismos que los de \mathcal{C} . $\text{Obj}(\mathcal{C}^{\text{op}}) = \text{Obj}(\mathcal{C})$.
- Los morfismos de \mathcal{C}^{op} son “casi” los mismos que \mathcal{C} , en el sentido de que para cualesquiera objetos $A, B \in \mathcal{C}^{\text{op}}$ definimos $\mathcal{C}^{\text{op}}(A, B) := \mathcal{C}(B, A)$. Se puede decir simplemente que cada flecha en \mathcal{C} toma la “dirección opuesta”.
- La regla de composición la definimos en base a la regla de composición de \mathcal{C} de tal manera que dadas dos flechas $A \xrightarrow{f} B \xrightarrow{g} C \in \mathcal{C}^{\text{op}}$ entonces:

$$g \circ_{\text{op}} f := f \circ g$$

Un buen ejercicio para el lector sería comprobar que la categoría dual definida anteriormente siempre satisface los axiomas de una categoría. Solo restaría comprobar que la regla de composición definida es asociativa y que cada objeto tiene su flecha identidad.

En general diremos que una propiedad P es *dual* a una propiedad Q si es equivalente que se satisfaga P en una categoría \mathcal{C} a que se satisfaga Q en la respectiva categoría dual \mathcal{C}^{op} . Por esta razón muchas definiciones vienen en pares, porque para cada propiedad está la propiedad dual, por ejemplo los monomorfismos y las secciones son duales a los epimorfismos y los retracts, respectivamente. Mostraremos la afirmación de que los monomorfismos son duales a los epimorfismos, y recomendamos probar de ejercicio la dualidad entre sección y retracto.

Proposición 1.13. *Sea \mathcal{C} una categoría. Una flecha $A \xrightarrow{f} B \in \mathcal{C}$ es un monomorfismo si y solo si $B \xrightarrow{f} A \in \mathcal{C}^{\text{op}}$ es un epimorfismo.*

Demostración. Supongamos que f es un monomorfismo en \mathcal{C} , y sean dos flechas $A \xrightleftharpoons[\beta]{\alpha} X \in \mathcal{C}^{\text{op}}$ tales que $\alpha \circ^{\text{op}} f = \beta \circ^{\text{op}} f$ en \mathcal{C}^{op} . Entonces, por la definición de la composición de flechas en \mathcal{C}^{op} , tenemos que $f \circ \alpha = f \circ \beta$ en \mathcal{C} . Como f es un monomorfismo, esto implica que $\alpha = \beta$. Por lo tanto, f es un epimorfismo en \mathcal{C}^{op} .

Ahora supongamos que f es un epimorfismo en \mathcal{C}^{op} , y sean dos flechas $X \xrightleftharpoons[\beta]{\alpha} A \in \mathcal{C}$ tales que $f \circ \alpha = f \circ \beta$ en \mathcal{C} . Entonces, por la definición de la composición de flechas en \mathcal{C}^{op} , tenemos que $\alpha \circ^{\text{op}} f = \beta \circ^{\text{op}} f$ en \mathcal{C}^{op} . Como f es un epimorfismo en \mathcal{C}^{op} , esto implica que $\alpha = \beta$. Por lo tanto, f es un monomorfismo en \mathcal{C} . \square

1.2. Universalidad. Pensemos en una categoría \mathcal{C} , y consideremos un objeto $U \in \mathcal{C}$ que satisface unas propiedades con respecto a algunas flechas en la categoría. La universalidad de U se refiere a que esas propiedades que satisface con respecto a algunas flechas, son “esenciales” para “describir” de manera única cualesquiera otras propiedades, sobre las mismas flechas, que pueda llegar a tener otro objeto de la categoría. En tal caso decimos que también U satisface una *propiedad universal*. Veamos algunos ejemplos de propiedades universales.

Definición 1.14 (Objeto inicial y final). *Sea \mathcal{C} una categoría y $A \in \mathcal{C}$.*

1. *Decimos que A es un objeto inicial si para cualquier objeto X existe exactamente una flecha $A \xrightarrow{!_X} X \in \mathcal{C}$.*

2. Decimos que A es un objeto final si para cualquier objeto X existe exactamente una flecha $X \xrightarrow{!x} A \in \mathcal{C}$.

- Ejemplo 1.15.*
- En la categoría de conjuntos **Con**, el conjunto vacío es un objeto inicial, y cualquier conjunto unipuntual es un objeto final.
 - En la categoría de grupos **Grp**, el grupo trivial es un objeto inicial y final simultáneamente. En general esto puede pasar, y cuando un objeto es inicial y final simultáneamente, lo llamamos *objeto cero*.
 - Consideremos la categoría delgada $(\mathbb{Z}, |)$, de los enteros con el preorden de divisibilidad, como se describe en el ejemplo 1.11. En esta categoría 1 y -1 son objetos iniciales; y el 0 es un objeto final.

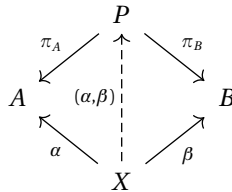
Como vemos estas propiedades universales descritas, no son sobre ninguna flecha, de hecho podemos decir que es sobre un conjunto vacío de flechas. En las sección de límites veremos que esto tiene mucho sentido y que de hecho cualquier propiedad universal puede ser vista como un límite o un colímite. Antes de mirar otras propiedades universales, queremos recordar que muchas veces para hacer referencia a un objeto junto con algunas flechas, muchas veces usamos la notación de diagrama; con esta idea, de cierta forma podemos decir que las propiedades universales son propiedades de los diagramas que tienen un objeto “central”.

Definición 1.16 (Producto). Sea \mathcal{C} una categoría y sean $A, B \in \mathcal{C}$ dos objetos. El pro-

ducto de A con B es un diagrama
$$\begin{array}{ccc} & P & \\ \pi_A \swarrow & & \searrow \pi_B \\ A & & B \end{array} \in \mathcal{C} \text{ tal que para cualquier}$$

otro diagrama
$$\begin{array}{ccc} & X & \\ \alpha \swarrow & & \searrow \beta \\ A & & B \end{array} \in \mathcal{C} \text{ existe una única flecha } X \xrightarrow{(\alpha, \beta)} P \in \mathcal{C} \text{ tal que}$$

el siguiente diagrama conmuta:



Definición 1.17 (Coproducto). Sea \mathcal{C} una categoría y sean $A, B \in \mathcal{C}$ dos objetos. El coproducto de A con B es un diagrama

$$\begin{array}{ccc} & C & \\ \iota_A \nearrow & & \nwarrow \iota_B \\ A & & B \end{array} \in \mathcal{C} \text{ tal que para cualquier}$$

otro diagrama $\begin{array}{ccc} & X & \\ \alpha \nearrow & & \nwarrow \beta \\ A & & B \end{array} \in \mathcal{C}$ existe una única flecha $C \xrightarrow{\langle \alpha, \beta \rangle} X \in \mathcal{C}$ tal que el siguiente diagrama conmuta:

$$\begin{array}{ccc} & C & \\ \iota_A \nearrow & \text{---} & \nwarrow \iota_B \\ A & & B \\ \alpha \searrow & \text{---} & \swarrow \beta \\ & X & \end{array}$$

Ejemplo 1.18 ((Co)Productos).

- En **Con**, el producto de A y B es el producto cartesiano $A \times B$, junto a las proyecciones $\pi_1 : A \times B \rightarrow A$ y $\pi_2 : A \times B \rightarrow B$, definidas como $\pi_1(a, b) = a$ y $\pi_2(a, b) = b$. Y el coproducto es la unión disjunta $A \sqcup B = (A \times \{1\}) \cup (B \times \{2\})$ junto a las inclusiones $\iota_1 : A \rightarrow A \sqcup B$ y $\iota_2 : B \rightarrow A \sqcup B$, definidas como $\iota_1(a) = (a, 1)$ y $\iota_2(b) = (b, 2)$.
- Consideremos un campo K y la categoría \mathbf{Vect}_K de espacios vectoriales sobre K . Veamos como las flechas asociadas al objeto que decimos que satisface la propiedad universal, son realmente importantes. En esta categoría, el espacio vectorial $V \times W$ junto a los morfismos $\pi_V : V \times W \rightarrow V$ y $\pi_W : V \times W \rightarrow W$ (definidos como en el punto anterior) son un producto en la categoría \mathbf{Vect}_K ; y si consideramos los morfismos $\iota_V : V \rightarrow V \times W$ y $\iota_W : W \rightarrow V \times W$, definidos como $\iota_V(v) = (v, 0)$ y $\iota_W(w) = (0, w)$, ahora es un coproducto.
- Consideremos de nuevo la categoría delgada $(\mathbb{Z}, |)$. En esta categoría el producto de dos objetos $a, b \in \mathbb{Z}$ es el máximo común divisor $\text{mcd}(a, b)$, junto a los únicos morfismos que hay entre $\text{mcd}(a, b)$ y a , o b . Y el coproducto de a y b es el mínimo común múltiplo $\text{mcm}(a, b)$, de nuevo junto a los únicos morfismos que hay entre a , o b , y $\text{mcm}(a, b)$.

En general no queremos detenernos en muchos detalles sobre cada propiedad universal. Como ya notaron antes, es posible que varios objetos con diversos morfismos

pueden satisfacer una misma propiedad universal, y esto no es problemático, ya que se puede probar que si dos objetos, junto a sus respectivas familias de morfismos, satisfacen una misma propiedad universal, estos objetos deben ser isomorfos; esta prueba lo haremos de manera más general en la sección de límites, donde veremos que todas las propiedades mencionadas en esta sección son un caso particular de límites de un diagrama. Antes de continuar, queremos mencionar que en general denotaremos el producto de dos objetos A y B como $A \times B$ y al coproducto como $A + B$. Además diremos que una categoría tiene (co)productos binarios si para cada pareja de objetos existe su (co)producto en la categoría.

Definición 1.19 ((Co)Igualador). Sea \mathcal{C} una categoría y sean dos flechas $A \xrightarrow[f]{f} B \in \mathcal{C}$.

1. El igualador de f y g es un diagrama $I \xrightarrow{e_{f,g}} A \xrightarrow[f]{f} B \in \mathcal{C}$ tal que $f \circ$

$e_{f,g} = g \circ e_{f,g}$ y para cualquier otro diagrama $X \xrightarrow{h} A \xrightarrow[f]{f} B \in \mathcal{C}$ tal que

$f \circ h = g \circ h$, existe una única flecha $X \xrightarrow{h_{f,g}} I \in \mathcal{C}$ tal que el siguiente diagrama conmuta:

$$\begin{array}{ccc} X & & \\ \downarrow h_{f,g} & \searrow h & \\ I & \xrightarrow{e_{f,g}} & A \end{array}$$

2. El coigualador de f y g es un diagrama $A \xrightarrow[f]{f} B \xrightarrow{c_{f,g}} CoI \in \mathcal{C}$ tal que

$c_{f,g} \circ f = c_{f,g} \circ g$ y para cualquier otro diagrama $A \xrightarrow[f]{f} B \xrightarrow{h} X \in \mathcal{C}$ tal

que $h \circ f = h \circ g$, existe una única flecha $CoI \xrightarrow{h^{f,g}} X \in \mathcal{C}$ tal que el siguiente diagrama conmuta:

$$\begin{array}{ccc} & & X \\ & \nearrow h & \uparrow h^{f,g} \\ B & \xrightarrow{c_{f,g}} & CoI \end{array}$$

Definición 1.20 ((Co)Producto fibrado). Sea \mathcal{C} una categoría.

1. Sean dos flechas

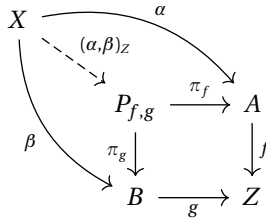
$$\begin{array}{ccc}
 & A & \\
 & \downarrow f \in \mathcal{C} & \\
 B & \xrightarrow{g} & Z
 \end{array}$$

El producto fibrado de f y g es un diagrama conmutativo

$$\begin{array}{ccc}
 P_{f,g} & \xrightarrow{\pi_f} & A \\
 \pi_g \downarrow & & \downarrow f \in \mathcal{C} \\
 B & \xrightarrow{g} & Z
 \end{array}$$

tal que para cualquier otro diagrama conmutativo

existe una única flecha $X \xrightarrow{(\alpha, \beta)_Z} P_{f,g} \in \mathcal{C}$ tal que el siguiente diagrama conmuta:



2. Sean dos flechas

$$\begin{array}{ccc}
 & A & \\
 & \uparrow f \in \mathcal{C} & \\
 B & \xleftarrow{g} & Z
 \end{array}$$

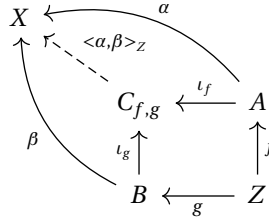
El coproducto fibrado de f y g es un diagrama conmutativo

$$\begin{array}{ccc}
 C_{f,g} & \xleftarrow{\iota_f} & A \\
 \iota_g \uparrow & & \uparrow f \in \mathcal{C} \\
 B & \xleftarrow{g} & Z
 \end{array}$$

tal que para cualquier otro diagrama conmutativo

existe una única flecha $C_{f,g} \xrightarrow{\langle \alpha, \beta \rangle_Z} X \in \mathcal{C}$ tal

que el siguiente diagrama conmuta:



Ejemplo 1.21 (Igualadores y Productos fibrados).

En **Con** el igualador de dos funciones $f, g : A \rightarrow B$ es el conjunto $I = \{a \in A \mid f(a) = g(a)\}$ junto a la inclusión $\iota : I \rightarrow A$.

En **Con** el producto fibrado de dos funciones $f : A \rightarrow Z$ y $g : B \rightarrow Z$ es el conjunto $P_{f,g} = \{(a, b) \in A \times B \mid f(a) = g(b)\}$ junto a las proyecciones del producto $A \times B$ restringidas a $P_{f,g}$.

En **Grp** el kernel de un homomorfismo $f : G \rightarrow H$ puede ser visto, tanto como un igualador de f con el homomorfismo trivial; como el coproducto de f con el único homomorfismo del grupo trivial a H

Recomendamos como ejercicio comprobar las afirmaciones sobre el kernel de un homomorfismo, además buscar los coigualadores y coproductos fibrados en la categoría de conjuntos.

Ahora queremos presentar un pequeño teorema que relaciona varias propiedades universales que hemos mencionado, solo antes queremos decir que así como decimos que una categoría tiene (co)productos binarios, podemos decir que una categoría tiene (co)igualadores si para cada par de flechas de la forma adecuada, tienen (co)igualador en la categoría; también decimos que tiene (co)productos fibrados si para cada par de flechas con la forma adecuada, tienen (co)producto fibrado en la categoría.

Teorema 1.22. *Sea \mathcal{C} una categoría con productos e igualadores. Entonces \mathcal{C} tiene productos fibrados.*

Demostración.

□

1.3. Ejercicios sugeridos de esta sección.

Ejercicio 1 (Secciones, Retractos e isomorfismos). Sea \mathcal{C} una categoría y $A \xrightarrow{f} B \in \mathcal{C}$ una flecha. f es un isomorfismo si y solo si f es una sección y un retracto.

Ejercicio 2 (Homomorfismo de anillos que es monomorfismo y epimorfismo y no es biyectivo). Demuestra que para cualquier anillo $R \in \mathbf{Ring}$ y cualesquiera homomorfismos de anillos $\mathbb{Q} \xrightarrow[\beta]{\alpha} R \in \mathbf{Ring}$. Si $\alpha(z) = \beta(z)$ para todo $z \in \mathbb{Z} \subseteq \mathbb{Q}$, entonces $\alpha = \beta$.

Ejercicio 3 (Categoría opuesta). Dada una categoría \mathcal{C} , demuestra que la regla de composición definida para \mathcal{C}^{op} es asociativa y que cada objeto tiene su flecha identidad.

Ejercicio 4 (Dualidad entre sección y retracto). Sea \mathcal{C} una categoría. Demuestra que una flecha $A \xrightarrow{f} B \in \mathcal{C}$ es una sección si y solo si $B \xrightarrow{f} A \in \mathcal{C}^{\text{op}}$ es un retracto.

2. FUNTORES

Ahora que entendemos que es una categoría. Usemos el mismo espíritu de la teoría de categorías para estudiar objetos, y pensar en las categorías como objetos matemáticos. Lo que queremos decir es que para estudiar categorías con ese mismo espíritu, sería necesario definir alguna noción de flechas entre categorías. Eso es justamente un funtor.

Definición 2.1. Sean \mathcal{A} y \mathcal{B} dos categorías. Definimos un funtor $F : \mathcal{A} \rightarrow \mathcal{B}$ como una regla de asignación entre \mathcal{A} y \mathcal{B} , de tal forma que:

1. A cada objeto $X \in \mathcal{A}$ le corresponde un solo objeto $F(X) \in \mathcal{B}$.
2. A cada flecha $X \xrightarrow{f} Y \in \mathcal{A}$ le corresponde una sola flecha $F(X) \xrightarrow{F(f)} F(Y) \in \mathcal{B}$ tal que:
 - $F(\text{id}_X) = \text{id}_{F(X)}$ para todo objeto $X \in \mathcal{A}$.
 - $F(g \circ f) = F(g) \circ F(f)$ para toda flecha $Y \xrightarrow{g} Z \in \mathcal{A}$.

Consideremos dos categorías \mathcal{A} y \mathcal{B} y un funtor $F : \mathcal{A}^{\text{op}} \rightarrow \mathcal{B}$. Notemos que la regla de asignación de F también es una regla de asignación entre \mathcal{A} y \mathcal{B} , pues a cada objeto $A \in \text{Obj}(\mathcal{A}) = \text{Obj}(\mathcal{A}^{\text{op}})$ le corresponde el objeto $F(A) \in \mathcal{B}$, y cada flecha $A \xrightarrow{f} B \in \mathcal{A}$ es una flecha $B \xrightarrow{f} A \in \mathcal{A}^{\text{op}}$ que le corresponde la flecha $F(B) \xrightarrow{F(f)} F(A) \in \mathcal{B}$. De esta manera F casi es un funtor de \mathcal{A} a \mathcal{B} , con la única diferencia de que cambia la dirección de las flechas. En este sentido podemos decir que es otro tipo de funtor:

Definición 2.2 (Funtor contravariante). Sean \mathcal{A} y \mathcal{B} dos categorías. Definimos un funtor contravariante $F : \mathcal{A} \rightarrow \mathcal{B}$ como una regla de asignación entre \mathcal{A} y \mathcal{B} , de tal forma que:

1. A cada objeto $X \in \mathcal{A}$ le corresponde un solo objeto $F(X) \in \mathcal{B}$.
2. A cada flecha $X \xrightarrow{f} Y \in \mathcal{A}$ le corresponde una sola flecha $F(X) \xrightarrow{F(f)} F(Y) \in \mathcal{B}$ tal que:
 - $F(\text{id}_X) = \text{id}_{F(X)}$ para todo objeto $X \in \mathcal{A}$.
 - $F(g \circ f) = F(f) \circ F(g)$ para toda flecha $Y \xrightarrow{g} Z \in \mathcal{A}$.

Por lo comentado previo a la definición anterior, queda claro que es equivalente tener un funtor $F : \mathcal{A}^{\text{op}} \rightarrow \mathcal{B}$ a tener un funtor contravariante $F : \mathcal{A} \rightarrow \mathcal{B}$. Dejamos como ejercicio al lector hacer la prueba de que también es equivalente tener un funtor $F : \mathcal{A} \rightarrow \mathcal{B}^{\text{op}}$ a tener un funtor contravariante $F : \mathcal{A} \rightarrow \mathcal{B}$.

Ejemplos de funtores... entre ellos la identidad. Funtores de olvido Dar definición de funtor fiel y pleno. Funtores "libres", Funtores Homs, Funtor de abiertos, Morfismos de copos, morfismos de grupos. Y quiero dar un contra ejemplo que la conclusión es que sacar el centro de un grupo y verlo como un funtor de **Grp** a **Ab**

Proposición 2.3. Sean dos funtores $\mathcal{A} \xrightarrow{F} \mathcal{B} \xrightarrow{G} \mathcal{C}$, entonces la regla de asignación $G \circ F : \mathcal{A} \rightarrow \mathcal{C}$ definida como $G \circ F(X \xrightarrow{f} Y) = G(F(X)) \xrightarrow{G(F(f))} G(F(Y))$ para toda flecha $X \xrightarrow{f} Y \in \mathcal{A}$, es un funtor.

Demostración. PENDIENTE □

La proposición anterior nos dice como está definida la composición de funtores. Dejamos para el lector el ejercicio de probar que para cualquier funtor $\mathcal{A} \xrightarrow{F} \mathcal{B}$, se tiene que $F \circ \text{id}_{\mathcal{A}} = \text{id}_{\mathcal{B}} \circ F$. Veamos ahora que la composición es asociativa.

Proposición 2.4. Sean tres funtores $\mathcal{A} \xrightarrow{F} \mathcal{B} \xrightarrow{G} \mathcal{C} \xrightarrow{H} \mathcal{D}$. Entonces

$$H \circ (G \circ F) = (H \circ G) \circ F.$$

Demostración. PENDIENTE □

Hemos probado que los funtores y su regla de composición satisfacen de cierta forma lo que pedimos para las flechas de una categoría, por lo que es natural preguntarse ¿Es posible hablar de la categoría de categorías?. No como tal, hay algunos detalles técnicos fundacionales por los que no es tan simple hablar de algo tan inmenso. Una manera de tratar con este problema está en el libro *Abstract and Concrete Categories The Joy of Cats* escrito por Jiří Adámek, Horst Herrlich y George E. Strecker, donde se define la *quasicategoría CAT* cuyos objetos son todas las categorías y las flechas son los funtores. No es nuestra intención abordar este tema a fondo, solo dar una

fuelle para que el lector pueda investigar un poco más a fondo el tema. Sin embargo queremos hacer notar que de igual forma podemos hablar de categorías que satisfacen propiedades universales (inicial, final, productos, coproductos, etc...) e isomorfismos de categorías.

3. TRANSFORMACIONES NATURALES

4. LÍMITES Y COLÍMITES

Definición 4.1 (Diagrama). Sean \mathcal{C}, I dos categorías, con I una categoría pequeña. Un diagrama en \mathcal{C} de forma I es simplemente un funtor $D : I \rightarrow \mathcal{C}$.

Definición 4.2. Sea $D : I \rightarrow \mathcal{C}$ un diagrama en \mathcal{C} . Un cono de D consta de un objeto $X \in \mathcal{C}$, al que llamamos vértice del cono, junto a una familia de flechas $\{X \xrightarrow{f_i} D(i) \mid i \in \text{Obj}(I)\} \subseteq \mathcal{C}$ tales que para cada flecha $i \xrightarrow{u} j \in I$ el siguiente diagrama conmuta

$$\begin{array}{ccc} & X & \\ f_i \swarrow & & \searrow f_j \\ D(i) & \xrightarrow{D(u)} & D(j) \end{array}$$

Definición 4.3. Sea $D : I \rightarrow \mathcal{C}$ un diagrama en \mathcal{C} . Un límite de D es un cono $(L \xrightarrow{l_i} D(i))_{i \in I}$ tal que para cualquier otro cono $(X \xrightarrow{f_i} D(i))_{i \in I}$ existe una única flecha $X \xrightarrow{h} L \in \mathcal{C}$ tal que el siguiente diagrama conmuta

$$\begin{array}{ccc} X & \xrightarrow{h} & L \\ f_i \searrow & & \swarrow l_i \\ & D(i) & \end{array}$$

para todo $i \in I$

Si el límite de un diagrama D existe, normalmente denotamos al vértice de su cono límite con $\text{Lim}(D)$.

Conceptos duales...

Observaciones entre las propiedades universales mencionadas antes y (co)límites...

Definición 4.4. Decimos que una categoría \mathcal{C} es completa, si para cada categoría pequeña I , todo diagrama $D : I \rightarrow \mathcal{C}$ tiene límite en \mathcal{C}

Teorema 4.5. Sean \mathcal{A} y \mathcal{C} dos categorías. Si \mathcal{C} es completa, entonces $[\mathcal{A}, \mathcal{C}]$ es completa

Demostración. PENDIENTE

□

5. LEMA DE YONEDA

Introducción sobre el lema de Yoneda, enunciación y demostración...

6. ADJUNCIONES

En general, dadas dos categorías y dos funtores entre ellas, es muy difícil saber a priori cuando estos funtores forman una equivalencia, por eso se buscó las condiciones mínimas que se pueden exigir para tratar a dichas categorías 'como si fueran equivalentes'. De esta idea surgió el concepto de adjunción.

Definición 6.1. Dadas dos categorías \mathcal{C}, \mathcal{D} y dos funtores $F : \mathcal{C} \rightarrow \mathcal{D}, G : \mathcal{C} \rightarrow \mathcal{D}$, diremos que F es el adjunto izquierdo de G (o que G es el adjunto derecho de F), denotado $F \dashv G$, si existe un isomorfismo natural $\text{Hom}_{\mathcal{D}}(F(A), B) \simeq \text{Hom}_{\mathcal{C}}(A, G(B))$ para cualesquiera objetos A en \mathcal{D} y B en \mathcal{C} , es decir, para cualesquiera morfismos $f : A' \rightarrow A$ en \mathcal{C} y $g : B \rightarrow B'$ en \mathcal{D} , el siguiente diagrama es conmutativo:

$$\begin{array}{ccc} \text{Hom}_{\mathcal{D}}(FA, B) & \xrightleftharpoons[\sim]{\sim} & \text{Hom}_{\mathcal{C}}(A, GB) \\ g \circ \circ Ff \downarrow & & \downarrow Gg \circ \circ f \\ \text{Hom}_{\mathcal{D}}(FA', B') & \xrightleftharpoons[\sim]{\sim} & \text{Hom}_{\mathcal{D}}(A', GB') \end{array}$$

La definición anterior quiere decir que hay un iso natural entre los funtores.

Observación 6.2. Supongamos que tenemos $F \dashv G$ funtores adjuntos entre \mathcal{C} y \mathcal{D} , dadas flechas $(FA \xrightarrow{p} B) \in \mathcal{D}$ y $(A \xrightarrow{q} GB) \in \mathcal{C}$ les corresponden flechas únicas $(A \xrightarrow{\bar{p}} GB)$ y $(FA \xrightarrow{\bar{q}} B)$, respectivamente, bajo el isomorfismo de adjunción. Claramente $\bar{\bar{p}} = p$ y $\bar{\bar{q}} = q$. Así:

1. Tomando $f = \text{id}_A : A \rightarrow A$ y cualquier $g : B \rightarrow B'$ en \mathcal{C} , $(Gg)\bar{p} = \overline{g\bar{p}}$.
2. Tomado $g = \text{id}_B : B \rightarrow B$ y cualquier $f : A \rightarrow A'$ en \mathcal{D} , $\bar{q}(Ff) = \overline{qf}$.

Ahora, notemos que si $G : \mathcal{D} \rightarrow \mathcal{C}$ es un funtor y suponemos que $F, F' : \mathcal{C} \rightarrow \mathcal{D}$ son adjuntos izquierdo de G , entonces

$$\text{Hom}_{\mathcal{D}}(F(A), B) \cong \text{Hom}_{\mathcal{C}}(A, G(B)) \cong \text{Hom}_{\mathcal{D}}(F'(A), B).$$

natural en $B \in \mathcal{D}$. Esto implica que hay un isomorfismo

$$\text{Hom}_{\mathcal{D}}(F(A), F'(A)) \simeq \text{Hom}_{\mathcal{D}}(F'(A), F'(A)).$$

Definimos la siguiente transformación natural $F \xrightarrow{\alpha} F'$ como $\alpha_A = \overline{\text{id}_{F'(A)}}$ para cada objeto A de \mathcal{C} . Se deja al lector checar que α es un isomorfismo. Por lo tanto cualquier adjunto izquierdo es único salvo isomorfismos y dualmente se demuestra que los adjuntos derechos también son único salvo isomorfismos.

Ejemplo 6.3. ■ En álgebra surge mucho el fenómeno de “generar” y “olvidar”, en otras palabras, a partir de un conjunto podemos generar una estructura algebraica y dada una estructura algebraica podemos olvidar alguna operación. Para ejemplificar consideremos la categoría de espacios vectoriales \mathbf{Vect}_k sobre un campo k y la categoría de conjuntos \mathbf{Con} . Definimos los siguientes funtores $F : \mathbf{Con} \rightarrow \mathbf{Vect}_k$ y $U : \mathbf{Vect}_k \rightarrow \mathbf{Con}$ de la siguiente manera: Dado un k -espacio vectorial V , $U(V)$ es solo el conjunto subyacente V y cualquier transformación lineal $g : V \rightarrow W$, $U(g)$ la considera solo como función. Por otro lado, el functor F toma un conjunto X y $F(X)$ es el k espacio vectorial cuya base es X , o de otra manera, la suma directa indicada en X de copias de k . Dada una función $f : X \rightarrow Y$, $F(f)$ es la transformación lineal tal que

$$(k_x)_{x \in X} \mapsto (k_y)_{y \in Y} = \begin{cases} k_x & \text{si } y = f(x) \\ 0 & \text{en otro caso.} \end{cases}$$

El lector puede revisar que efectivamente F y U son funtores. Más aún, $F \dashv U$. Para mostrar esto, tomamos $X \in \mathbf{Con}$, $V \in \mathbf{Vect}_k$, y una flecha $g \in \text{Hom}_{\mathbf{Vect}_k}(F(X), V)$. Definimos la función $\tilde{g} \in \text{Hom}_{\mathbf{Con}}(X, U(V))$, como $\tilde{g}(x) = g(e_x)$ para cada $x \in X$, donde

$$e_y := (k_x)_{x \in X} = \begin{cases} 1 & \text{si } x = y \\ 0 & \text{en otro caso.} \end{cases}$$

Ahora sea $f \in \text{Hom}_{\mathbf{Con}}(X, U(V))$ y definimos $\tilde{f} : F(X) \rightarrow V$ como

$$\tilde{f}((k_x)_{x \in X}) = \sum_{x \in X} k_x f(x).$$

Por lo tanto si tomamos doble barra, tenemos que

$$\bar{\tilde{g}}((k_x)_{x \in X}) = \sum_{x \in X} k_x \tilde{g}(x) = \sum_{x \in X} k_x g(e_x) = g\left(\sum_{x \in X} k_x e_x\right) = g((k_x)_{x \in X}).$$

Por otro lado,

$$\bar{\tilde{f}}(x) = \tilde{f}(e_x) = f(x).$$

Esto nos da el isomorfismo de adjunción entre F y G . Se le deja lector verificar que en efecto este isomorfismo es natural.

- Un análisis similar se puede hacer con cualquier otra estructura algebraica como grupos, anillos, campos, etcétera.
- Tomando los grupos abelianos $\mathbb{Z}\text{-Mod}$, existe una adjunción con **Grp**, $F \dashv U$, donde U es el functor inclusión (olvida que es abeliano), y F asigna a cada grupo G su respectiva 'abelianización', dada por $G/[G, G]$, donde $[G, G] = \langle x y x^{-1} y^{-1} \mid x, y \in G \rangle$ es el subgrupo conmutador.
- Dado un conjunto B , tenemos el functor producto

$$- \times B : \mathbf{Con} \rightarrow \mathbf{Con}$$

es decir, el functor que a cada conjunto A le asocia el producto cartesiano $A \times B$. Este functor, tiene un adjunto derecho

$$(-)^B : \mathbf{Con} \rightarrow \mathbf{Con}$$

llamado exponenciación, que a cada conjunto A , le asocia su conjunto de funciones $C^B := \text{Hom}_{\mathbf{Con}}(B, C)$. El isomorfismo de adjunción se construye de la siguiente manera: Tomemos una función $f \in \text{Hom}_{\mathbf{Con}}(A \times B, C)$. Definimos la siguiente función $\tilde{f} \in \text{Hom}_{\mathbf{Con}}(A, C^B)$ como: para cada $a \in A$, tenemos una función $\tilde{f}(a) : B \rightarrow C$ definida como $\tilde{f}(a)(b) = f(a, b)$. Recíprocamente, si $g \in \text{Hom}_{\mathbf{Con}}(A, C^B)$, definimos $\tilde{g} : A \times B \rightarrow C$ como $\tilde{g}(a, b) = g(a)(b)$. Directamente vemos que

$$\tilde{\tilde{f}}(a, b) = \tilde{f}(a)(b) = f(a, b)$$

y

$$\tilde{\tilde{g}}(a)(b) = \tilde{g}(a, b) = g(a)(b).$$

Sea

$$\begin{array}{ccc} & \mathcal{C} & \\ F \swarrow & \dashv & \searrow G \\ & \mathcal{D} & \end{array}$$

una adjunción con isomorfismo natural $\text{Hom}_{\mathcal{D}}(FA, B) \simeq \text{Hom}_{\mathcal{C}}(A, GB)$. Usando este isomorfismo natural, para cada objeto A y para cada B tenemos dos morfismos distinguidos η_A y ε_B definidos como:

$$\begin{aligned} \overline{\left(F(A) \xrightarrow{1_{FA}} F(A) \right)} &= \left(A \xrightarrow{\eta_A} GFA \right) \\ \overline{\left(FGB \xrightarrow{\varepsilon_B} B \right)} &= \left(G(B) \xrightarrow{1_{GB}} G(B) \right) \end{aligned}$$

y que son naturales en A y en B respectivamente. Por lo tanto tenemos transformaciones naturales

$$\begin{aligned} \eta_{\bullet} : 1_{\mathcal{A}} &\longrightarrow GF \\ \varepsilon_{\bullet} : FG &\longrightarrow 1_{\mathcal{B}} \end{aligned}$$

que son llamadas la **unidad** y la **co-unidad** de la adjunción.

Lema 6.4. Sea $F \dashv G$ una adjunción entre las categorías \mathcal{C} y \mathcal{D} . Dados $f \in \text{Hom}_{\mathcal{D}}(F(A), B)$ y $g \in \text{Hom}_{\mathcal{C}}(A, G(B))$ entonces los siguientes diagramas conmutan

$$\begin{array}{ccc} F(A) & \xrightarrow{F(g)} & FG(B) \\ & \searrow \bar{g} & \downarrow \varepsilon_B \\ & & B \end{array} \quad \begin{array}{ccc} A & \xrightarrow{\eta_A} & GF(A) \\ & \searrow \bar{f} & \downarrow G(f) \\ & & G(B). \end{array}$$

Demostración. Para el primer diagrama tenemos que $\varepsilon_B = \overline{\text{id}_{GB}}$ por definición. Así que por la Observación 6.2.2. se tiene que

$$\varepsilon_B \circ F(g) = \overline{\text{id}_{GB}} \circ F(g) = \overline{\text{id}_{GB} \circ g} = \bar{g}.$$

Para el segundo diagrama, $\eta_A = \overline{\text{id}_{FA}}$. Por la Observación 6.2.1. se tiene que

$$G(f) \circ \eta_A = G(f) \circ \overline{\text{id}_{FA}} = \overline{f \circ \text{id}_{F(A)}} = \bar{f}.$$

□

Proposición 6.5. Dada un adjunción $F \dashv G$, los siguientes diagramas de funtores conmutan

$$\begin{array}{ccc} F & \xrightarrow{F\eta} & FGF \\ & \searrow 1_F & \downarrow \varepsilon F \\ & & F \end{array} \quad \begin{array}{ccc} G & \xrightarrow{\eta G} & GFG \\ & \searrow 1_G & \downarrow G\varepsilon \\ & & G. \end{array}$$

Demostración. La componente de la transformación natural $\varepsilon F \circ F \eta$ es la composición

$$\varepsilon_{FA} \circ F(\eta_A) : F(A) \rightarrow FGF(A) \rightarrow F(A),$$

y hay que demostrar que cada una de estas componentes es la identidad en A . Usando el primer diagrama del Lema 6.4 para el morfismo $\eta_A : A \rightarrow FG(A)$, se tiene que $\varepsilon_{FA} \circ F(\eta_A) = \overline{\eta_A} = \overline{\text{id}_A} = \text{id}_A$.

La conmutatividad del otro diagrama se prueba de manera análoga. \square

6.1. Monadas una pequeña introducción. Esta mini sección tiene el objetivo de introducir otra faceta de las adjunciones, empecemos con una situación de abstracta sin sentido.

Dado un functor $T : \mathcal{C} \rightarrow \mathcal{C}$ quisiéramos (por que no) factorizarlo es decir, queremos encontrar una categoría \mathcal{D} y funtores $F : \mathcal{C} \rightarrow \mathcal{D}$, y $G : \mathcal{D} \rightarrow \mathcal{C}$ tal que:

$$T = GF \quad F \dashv G.$$

Esta factorización nos da una *presentación universal de T* donde universal quiere decir *libre* para hallar tal descomposición universal necesitamos desarrollar un poco mas de teoría, primero algunos ejemplos de posibles funtores a factorizar:

- (1) Sea $M : \mathbf{Con} \rightarrow \mathbf{Con}$ el functor que asigna a cada conjunto A su conjunto de todas las posibles palabras que se pueden formar con A , es decir que tiene como alfabeto a A , M es flechas esta dado en *generadores* es decir, dad cualquier función $f : A \rightarrow B$ sea $Mf : MA \rightarrow MB$ dada por

$$Mf(a_1 \dots a_n) = f(a_1) \dots f(a_n).$$

Casos interesantes para este M es cuando M es un tipo de monoide.

- (2) Sea \mathbf{Pos} la categoría de conjuntos parcialmente ordenados, denotemos por $\mathcal{P}_{fin}(A, \leq) = \{\text{subconjuntos finitos de } A\}$ entonces para cualesquiera $C, D \in \mathcal{P}_{fin}(A, \leq)$

denotemos:

- (i) $C \leq D$ si y solo si $\downarrow C \subseteq \downarrow D$.
- (ii) $C \leq D$ si y solo si $\uparrow C \supseteq \uparrow D$.
- (iii) $C \leq D$ si y solo si $\downarrow C \subseteq \downarrow D$ y $\uparrow C \supseteq \uparrow D$.

Esto da lugar a tres funtores $\mathbf{P}_{fin}(_) : \mathbf{Pos} \rightarrow \mathbf{Pos}$ con cada una de las decoraciones anteriores, es decir con cada uno de los ordenes parciales.

- (3) Denotemos por \mathcal{DCPos} la categoría de *conjuntos parcialmente ordenados completamente dirigidos*, es decir, $A \in \mathcal{DCPos}$ si:

- (i) A es un conjunto parcialmente ordenado.
- (ii) Cada subconjunto $D \subseteq A$ *dirigido* tiene supremo en A .

Fabricamos el siguiente funtor, $(_)_{\perp}: \mathcal{D}\mathcal{C}\mathbf{Pos} \rightarrow \mathcal{D}\mathcal{C}\mathbf{Pos}$ donde el "elemento" \perp esta fijo, entonces este funtor manda a cada copo directamente completo digamos,

D a este mismo solo que se adjunta \perp como elemento menor, la acción en flechas es la obvia, $f: A \rightarrow B$ entonces

$$\begin{cases} f_{\perp}(a)a & a \in D \hookrightarrow D_{\perp} \\ \perp & a = \perp \end{cases}$$

- (4) (a) Consideremos una de nuestras categorías favoritas, Top la categoría de espacios topológicos junto con funciones continuas, fijemos nuestra atención en la subcategoría reflexiva de espacios topológicos T_0 , denotemos por Top_0 a esta subcategoría plena, Para cada $S \in Top_0$ sea $\mathcal{C}S$ los cerrados de S y consideramos los siguientes conjuntos

$$\Diamond U = \{X \in \mathcal{C}S \mid X \cap U \neq \emptyset\}$$

sea

$$\Omega S^{\Diamond} = \langle \Diamond U \mid U \in \Omega S \rangle$$

la topología generada por estos conjuntos, entonces tenemos el funtor $(_)^{\Diamond}: Top_0 \rightarrow Top_0$ que manda a cada espacio a $(\mathcal{C}S, \Omega S^{\Diamond})$ y en cada función continua, digamos $f: S \rightarrow T$ sea

$$f^{\Diamond}: (\mathcal{C}S, \Omega S^{\Diamond}) \rightarrow (\mathcal{C}T, \Omega T^{\Diamond})$$

la función continua dada por

$$f^{\Diamond}(X) = f[\bar{X}]$$

Este ejemplos tiene algo que ver con el hiperespacio de Vietoris y la monada diamante potencia.

- (b) En esta misma digamos, vertiente denotemos por $\mathcal{S}Top$ la categoría de espacios sobrios localmente compactos junto con funciones continuas como nuestras flechas, sea $\mathcal{K}S = \{\text{compactos de } S\}$ topologizamos este conjunto con:

$$\Box U = \{X \in \mathcal{C}S \mid X \subseteq U\}$$

y tomamos la topología generada por estos;

$$\Omega S^{\Box} = \langle \Box U \mid U \in \Omega S \rangle$$

de manera análoga a la anterior tenemos un funtor $(_)^{\square}: \mathcal{S}Top \rightarrow \mathcal{S}Top$ solo que en flechas se calcula como

$$f^{\square}(X) = f[X]$$

6.2. Monadas. De acuerdo con nuestros problemas sin sentido, es decir, la factorización que queremos construir para $T: \mathcal{C} \rightarrow \mathcal{C}$, necesitamos que exista una adjunción \mathcal{D} y funtores $F: \mathcal{C} \rightarrow \mathcal{D}$, y $G: \mathcal{D} \rightarrow \mathcal{C}$ tal que:

$$T = GF \quad F \dashv G.$$

, entonces tenemos que asegurar que existan flechas

$$\eta: id_{\mathcal{C}} \rightarrow GF \quad \text{y} \quad \epsilon: FG \rightarrow id_{\mathcal{D}}$$

de tal manera que para todo $A \in \mathcal{C}$ y para todo $D \in \mathcal{D}$ los triángulos:

$$\begin{array}{ccc} F & \xrightarrow{F\eta} & FGF \\ & \searrow 1_F & \downarrow \epsilon F \\ & & F \end{array} \quad \text{y} \quad \begin{array}{ccc} G & \xrightarrow{\eta G} & GFG \\ & \searrow 1_G & \downarrow G\epsilon \\ & & G \end{array}$$

conmutan.

En nuestro supuesto si tenemos que $T = GF$ entonces podemos asumir que tenemos una transformación natural $\eta: id_{\mathcal{C}} \rightarrow T$ ahora no podemos hablar de la transformación natural ϵ ya que no tenemos forma de hablar de FG si solo tenemos la información $T = GF$, pero podemos hacer lo siguiente:

$$G\epsilon F: GFGF = TT \rightarrow GF = T$$

que se puede derivar directamente del triángulo

$$\begin{array}{ccc} FA & \xrightarrow{F\eta_A} & FGF A \\ & \searrow 1_{FA} & \downarrow \epsilon F_A \\ & & FA \end{array} \quad \text{y así podemos exigir la existencia de una transformación}$$

natural

$$\mu: T^2 \rightarrow T$$

Entonces para tener una definición adecuada de lo que es la factorización necesitamos tener una terna (T, η, μ) . Es instructivo para el lector (neurótico) calcular η y μ de nuestros ejemplos clave.

Sin embargo necesitamos aun mas información para tener una definición adecuada de lo que será nuestra monada.

Usando la supuesta adjunción de nuestro endofunctor $T: \mathcal{C} \rightarrow \mathcal{C}$ aplicando G al triangulo con cateto $FA \xrightarrow{F\eta_A} FGFA$ obtenemos

$$\begin{array}{ccc} TA = GFA & \xrightarrow{T\eta_A = GF\eta_A} & T^2A = GFGFA \\ & \searrow 1_G FA & \downarrow \mu_A = G\epsilon_{FA} \\ & & GFA = TA \end{array}$$

Y si en el triangulo para G tomamos la componente con $D = FA$ uno obtiene:

$$\begin{array}{ccc} TA = GFA & \xrightarrow{\eta_{TA} = \eta GFA} & T^2A = GFGFA \\ & \searrow 1_G FA & \downarrow \mu_A = G\epsilon_{FA} \\ & & TA = GFA \end{array}$$

es decir,

$$id_{TA} = \mu_A T\eta_A \text{ y } id_{TA} = \mu_A \eta_{TA}.$$

es decir tenemos un tipo de *conmutatividad* entre $T\eta_A$ y η_{TA} y estas identidades son las mas cercanas a nuestro caso original (recuerden que empezamos con una factorización chida).

Pero aun no tenemos todo lo que necesitamos, algo nos esta faltando, tenemos dos maneras naturales de ir desde T^3A a TA , como el siguiente cuadro indica:

$$\begin{array}{ccc} T^3A = GFGFGFA & \xrightarrow{T\mu_A = GFGE_{FA}} & T^2A \\ \mu_{TA} = GE_{FGFA} \downarrow & & \downarrow \mu_A = GE_{FA} \\ T^2A = GFGFA & \xrightarrow{\mu_A = GE_{FA}} & TA = GFA \end{array}$$

este debemos demandar que conmute para cada A .

Todas las consideraciones anteriores siempre y cuando exista tal factorización codifican la siguiente definición:

Definición 6.6. Una monada (T, η, μ) en una categoría \mathcal{C} consiste de los siguientes datos:

- (i) Un funtor $T: \mathcal{C} \rightarrow \mathcal{C}$.
- (ii) transformaciones naturales

$$\eta: id_{\mathcal{C}} \rightarrow T \text{ y } \mu: T^2 \rightarrow T.$$

tales que:

$$\mu_A T \eta_A = id_{TA} = \mu_A \eta_{TA} \text{ y } \mu_A T \mu_A = \mu_A \mu_{TA}.$$

- (i) Un ejemplo de lo anterior es considerar un conjunto parcialmente ordenado A pensado como categoría tenemos que una monada sobre A es un operador cerradura.
- (ii) Algo mas elaborado es considerar para una categoría \mathcal{C} digamos esencialmente pequeña, su categoría de endofuntores $[\mathcal{C}, \mathcal{C}]$, esta categoría es estrictamente monoidal cerrada ya que tiene un tensor, este dado por la composición de funtores, una monada para \mathcal{C} no es nada mas que un monoide respecto a este tensor.

Todas las observaciones anteriores dan lugar a la siguiente:

Proposición 6.7. Si (F, G, η, ϵ) son datos de una adjunción con $F: \mathcal{C} \rightarrow \mathcal{D}$ entonces la terna $(GF, \eta, G\epsilon F)$ define una monada en \mathcal{C} .

Resulta (o debería de ser) que esta definición es suficiente para tener la factorización dada, para realmente justificar esto necesitamos un poco mas de trabajo.

6.3. Ternas de Kleisli. La definición de monada que dimos 6.6 se derivó de la definición de adjunción dada por las identidad triangulares, pero como sabemos existen tres formas clásicas de definir adjunción veamos que sucede con la dada por flechas universales. requiere la existencia de un funtor $G: \mathcal{D} \rightarrow \mathcal{C}$ y una asignación (no se requiere funtorialidad) F que solo actúe en objetos de \mathcal{C} a objetos de \mathcal{D} , pero esto esta subyugado al hecho de que para cada objeto $A \in \mathcal{C}$ y cada flecha $\eta_A: A \rightarrow GFA$ tal que para todo

$$f: A \rightarrow GD$$

con D cualquier objeto de \mathcal{D} exista una única flecha

$$f^+: FA \rightarrow D$$

de tal manera que

$$f = Gf^+ \eta_A.$$

, es decir tenemos una función

$$(_)^+ : \mathcal{C}(A, GD) \rightarrow \mathcal{D}(FA, D).$$

en un dibujo:

$$\begin{array}{ccc} A & \xrightarrow{\eta_A} & GFA \\ & \searrow \forall f & \downarrow Gf^+ \\ & & GD \end{array}$$

Esto en \mathcal{C}

$$FA \xrightarrow{\exists! f^+} D$$

Esto otro en \mathcal{D} .

Como antes queremos dado T encontrar F y G de tal manera que hagan la gracia de arriba y factoricen a T , la ventaja de esta definición es que no siendo F un funtor a priori, podemos entonces empezar T mandando objetos en objetos.

, y así se debe de pedir, que para cada objeto A en \mathcal{C} exista una flecha $\eta_A : A \rightarrow TA$. En este caso el operador de flechas $(_)^+$ esta descrito como sigue: Si

$$f : A \rightarrow GFB$$

entonces

$$Gf^+ : GFA \rightarrow GFB$$

y aquí se demanda que para toda

$$f : A \rightarrow TB,$$

exista una flecha

$$f^* : TA \rightarrow TB$$

, En otras palabras el operador esta definido :

$$\mathcal{C}(A, TB) \rightarrow \mathcal{C}(TA, TB)$$

ahora desglosemos las ecuaciones que ligan la receta de $(T, \eta, (_)^*)$. Imitando un poco la universalidad de la flecha que nos da la definición de adjunción tenemos que pedir:

$$f^* \eta_A = f.$$

Y entonces si $\eta_A : A \rightarrow GFA$ y por la propiedad universal debemos tener :

$$Gid_{FA} \circ \eta_A = \eta_A = G\eta_A^+ \circ \eta_A$$

y por unicidad entonces obtenemos

$$\eta_A^+ = id_{FA}$$

con esto debemos exigir a nuestra terna que

$$\eta_A^* = id_{FA}.$$

Y por último que sucede con la propiedad universal en este caso, veamos, sea

$$f: A \rightarrow GFB \text{ y } g: B \rightarrow GFC$$

entonces

$$\begin{array}{ccc} A & \xrightarrow{f^+} & GFB \\ \eta_A \downarrow & & \downarrow Gg^+ \\ GFA & \xrightarrow{Gf^+} & GFC \end{array}$$

Que por unicidad debemos de tener

$$(Gg^+ \circ f)^+ = g^+ \circ f^+$$

y así

$$G(Gg^+ \circ f)^+ = Gg^+ \circ Gf^+.$$

Entonces requerimos para nuestro operador $(_)*$ lo análogo, es decir,

$$(g^* \circ f)^* = g^* \circ f^*$$

con esto cocinado tenemos nuestra definición:

Definición 6.8. Una monada de Kleisli en una categoría \mathcal{C} consiste de los siguientes datos:

- (i) Un operador T de objetos de \mathcal{C} en objetos de \mathcal{C} .
- (ii) Para cada A una flecha distinguida η_A .
- (iii) Para todo $A, B \in \mathcal{C}$ una función $(_)*: \mathcal{C}(A, TB) \rightarrow \mathcal{C}(TA, TB)$ sujeto a las siguientes ecuaciones

$$f^* \circ \eta_A = f \quad \eta_A^* = id_{TA} \quad (g^* \circ f)^* = g^* \circ f^*$$

Y así hablaremos de la monada de Kleisli como la terna $(T, \eta, (_)*)$.

Y claro tenemos la proposición correspondiente con la definición de adjunción mediante flechas universales.

Proposición 6.9. Si $(F, G, \eta, (_)^+)$ describe una adjunción en \mathcal{C} con F una asignación de objetos de \mathcal{C} en objetos de \mathcal{D} entonces $(G F, \eta, G(_)^+)$ define una monada de Kleisli en \mathcal{C} .

El lector perspicaz notara que debe de haber una relación entre la definición 6.6 y la definición 6.8, pues lo esperado sucede:

Proposición 6.10. Las nociones de monada y monada de Kleisli son equivalentes.

Demostración. Empecemos con una monada de Kleisli digamos $(T, \eta, (_)^*)$ en \mathcal{C} , entonces veamos como hacer que T sea un funtor de carne y hueso, tomemos $f: A \rightarrow B$ en \mathcal{C} y sea su correspondiente $Tf: TA \rightarrow TB$ dado:

$$Tf = (\eta_B \circ f)^*$$

esto lo hace funtorial ya que para todo $A \in \mathcal{C}$ se tiene:

$$Tid_A = (\eta_A \circ id_A)^* = \eta_A^* = id_{TA}.$$

y para flechas

$$A \xrightarrow{f} B \xrightarrow{g} C$$

tenemos que:

$$\begin{aligned} Tg \circ Tf &= (\eta_C \circ g)^* \circ (\eta_B \circ f)^* \\ &= ((\eta_C \circ g)^* \circ \eta_B \circ f)^* \\ &= (\eta_C \circ g \circ f)^* \\ &= T(g \circ f), \end{aligned}$$

Ahora en efecto η es una transformación natural, es decir para cualquier flecha $f: A \rightarrow B$ en \mathcal{C} tenemos:

$$\eta_B \circ f = Tf \circ \eta_A.$$

Calculamos:

$$Tf \circ \eta_A = (\eta_B \circ f)^* \circ \eta_A = \eta_B \circ f.$$

es decir es natural.

Ahora nos falta calcular el otro dato de monada, la multiplicación, $\mu: T^2 \rightarrow T$ esta la damos como:

$$\mu_A = id_{TA}^*: T^2A \rightarrow TA.$$

Y esto en efecto es natural, es decir para cualquier $f: A \rightarrow B$ tenemos que:

$$\begin{aligned}
\mu_B \circ T^2 f &= id_{TB}^* \circ (\eta_{TB} \circ T f)^* \\
&= (id_{TB}^* \circ \eta_{TB} \circ T f)^* \\
&= (id_{TB} \circ T f)^* \\
&= (T f)^* \\
&= (\eta_B \circ f)^{**} \\
&= ((\eta_B \circ f)^* \circ id_{TA}^*)^* \\
&= (\eta_B \circ f)^* \circ id_{TA}^* \\
&= T f \circ \mu_A,
\end{aligned}$$

Solo resta calcular las tres ecuaciones, entonces calculamos:

$$\mu_A \circ \eta_{TA} = id_{TA}^* = id_{TA}.$$

y

$$\mu_A \circ T \eta_A = id_{TA}^* \circ (\eta_{TA} \circ \eta_A)^* = (id_{TA}^* \circ \eta_{TA} \circ \eta_A)^* = (id_{TA} \circ \eta_A)^* = \eta_A^* = id_{TA}.$$

Finalmente el cuadrado adecuado conmuta:

$$\begin{aligned}
\mu_A \circ T \mu_A &= id_{TA}^* \circ (\eta_{TA} \circ id_{TA}^*)^* \\
&= (id_{TA}^* \circ \eta_{TA} \circ id_{TA}^*)^* \\
&= (id_{TA} \circ id_{TA}^*)^* \\
&= id_{TA}^{**} \\
&= (id_{TA}^* \circ id_{T^2 A}^*)^* \\
&= id_{TA}^* \circ id_{T^2 A}^* \\
&= \mu_A \circ \mu_{TA},
\end{aligned}$$

Y así (T, η, μ) define una monada en \mathcal{C} .

Recíprocamente, si comenzamos con los datos de una monada (T, η, μ) en \mathcal{C} , claro casi tautológicamente tenemos que T y η satisfacen las condiciones de la definición 6.8, resta ver que el operador de conjuntos de funciones $(_)^*$ cumple lo requerido, sea entonces $f: A \rightarrow TB$ en \mathcal{C} pongamos f^* que sea la flecha

$$TA \xrightarrow{Tf} T^2 B \xrightarrow{\mu_B} TB$$

resta ver que se cumplen las ecuaciones de Kleisli, para esto tomemos cualquier $f: A \rightarrow TB$, entonces

$$f^* \circ \eta_A = \mu_B \circ T f \circ \eta_A = \mu_B \circ \eta_{TB} f = id_{TB} \circ f = f.$$

de aquí

$$\eta_A^* = \mu_A \circ T \eta_A = id_{TA}.$$

como se pedía. Ahora para f como antes tenemos con $g \in \mathcal{C}(A, TB)$, entonces calculamos usando la funtorialidad de T :

$$\begin{aligned} g^* \circ f^* &= \mu_C \circ T g \circ \mu_B \circ T f \\ &= \mu_C \circ \mu_{TC} \circ T^2 g \circ T f \\ &= \mu_C \circ T \mu_C \circ T^* g \circ T f \\ &= \mu_C \circ T(\mu_C \circ T g \circ f) \\ &= (g^* \circ f)^*, \end{aligned}$$

y así los datos $(T, \eta, (_)^*)$ define una monada de Kleisli.

Ahora en efecto si denotamos por $\mathcal{M}(\mathcal{C}) = \{\text{monadas en } \mathcal{C}\}$ y por $\mathcal{KM}(\mathcal{C}) = \{\text{monadas de Kleisli en } \mathcal{C}\}$ Tenemos entonces dos asignaciones

$$\mathcal{M}(\mathcal{C}) \rightarrow \mathcal{KM}(\mathcal{C})$$

y

$$\mathcal{KM}(\mathcal{C}) \rightarrow \mathcal{M}(\mathcal{C})$$

dadas por $(T, \eta, (_)^*) \rightsquigarrow (T, \eta, \mu)$ y viceversa forman una biyección, en efecto si empezamos con una de Kleisli $(T, \eta, (_)^*) \rightsquigarrow (T, \eta, \mu)$ y su monada construida como antes, entonces para cualquier flecha $f: A \rightarrow TB$ y entonces

$$\mu_B \circ T f = id_{TA}^* \circ (\eta_B \circ f)^* = (id_{TA}^* \circ \eta_B \circ f)^* = (id_{TA} \circ f)^* = f^*.$$

y así obtenemos la monada de Kleisli original. Y viceversa si empezamos con una monada usual (T, η, μ) con su Kleisli y de allí obtenemos la monada dada por esta entonces con los cálculos que tenemos hechos

$$id_{TA}^* = \mu_{TA} \circ T id_{TA} = \mu_{TA} \circ id_{T^2 A} = \mu_{TA}.$$

y así recuperamos la monada con la que empezamos.

□

Esto esta bien, ya tener dos opciones para cocinar la factorización que estamos buscando, pero aún así necesitamos una solución *universal*.

6.4. Solución de Kleisli. La solución que describiremos aquí es debida a Kleisli en su celebra artículo Every standard construction is induced by a pair of adjoint functors (habrá que ponerlo en la biblio) Esta construcción empieza con una adjunción $F \dashv G$ donde ya esta tenemos a la categoría \mathcal{D} que soluciona el problema de factorización, es decir tenemos:

$$\mathcal{D}(FA, FB) \cong \mathcal{C}(A, GFB) \cong \mathcal{C}(A, TB).$$

Definición 6.11. La categoría de Kleisli \mathcal{C}_T de una monada de Kleisli $(T, \eta, (_)*)$ en una categoría \mathcal{C} consiste de los siguientes datos:

- (i) Los objetos son los mismos que los de \mathcal{C} .
- (ii) Las flechas $A \rightarrow B$ están dadas por $A \rightarrow TB$;
- (iii) Las identidades para cada A están dadas por η_A .
- (iv) La composición esta dada, $f: A \rightarrow B$ y $g: B \rightarrow C$ en \mathcal{C}_T :

$$A \xrightarrow{f} TB \xrightarrow{g^*} TC$$

Formalmente deberíamos distinguir entre las composición en \mathcal{C} y la de \mathcal{C}_T para esto digamos que el símbolo $g \bullet f$ representa la composición en \mathcal{C}_T .

También nos falta verificar que en efecto los datos de 6.4 constituyen una categoría, para esto si $f: A \rightarrow B$ en \mathcal{C}_T tenemos que la composición con la identidad esta dada como

$$f^* \circ \eta_A = f.$$

Y pos-componiendo (si es que dicha palabra existe) con la identidad B tenemos:

$$\eta_B^* \circ f = id_B \circ f = f.$$

Por otro lado sea f como antes y tomemos dos flechas que se pueden componer en \mathcal{C}_T digamos $g: B \rightarrow C$ y $h: C \rightarrow D$, entonces

$$h \bullet (g \bullet f) = h^* \circ (g^* \circ f) = (h^* \circ g^*) \circ f = (h^* \circ g)^* \circ f = (h \bullet g) \bullet f.$$

Y por lo tanto:

Proposición 6.12. Con la notación de la definición 6.4 se tiene que \mathcal{C}_T es una categoría.

Existe una comparación directa entre objetos de \mathcal{C} y \mathcal{C}_T , $F_T: Obj_{\mathcal{C}} \rightarrow Obj_{\mathcal{C}_T}$ esta asignación no hace nada perse, también podemos comparar con un funtor $G_T: \mathcal{C}_T \rightarrow \mathcal{C}$ como sigue, en cada objeto $C \in \mathcal{C}_T$ entonces $G_T(C) = TC$ y en cada morfismo $f: A \rightarrow B$ en \mathcal{C}_T lo mandamos a $f^*: TA \rightarrow TB$ en \mathcal{C} , esto en efecto define un funtor

ya que en identidades tenemos que η_A lo manda a $\eta_A^* = id_{TA}$, si $f: A \rightarrow B$ y $g: b \rightarrow C$ en \mathcal{C}_T . entonces:

$$G_T g \circ G_T f = g^* \circ f^* = (g^* \circ f)^* = G_T(g \bullet f).$$

y así G_T preserva las composiciones y por lo tanto es un funtor. Ahora claramente tenemos:

$$T = G_T F_T$$

en objetos, queremos estatar una propiedad universal para esta construcción. Para este fin, tomemos un $f: A \rightarrow G_T B$ con $A \in \mathcal{C}$ y $B \in \mathcal{C}_T$. necesitamos construir una flecha única $f^+: F_T A \rightarrow B$ en \mathcal{C}_T tal que:

$$G_T f^+ \circ \eta_A = f.$$

esto es justamente lo que hace nuestra construcción hace que $f: A \rightarrow G_T B = TB$ es un morfismo en la categoría \mathcal{D} , y así, $G_T f^+ = f^*$ y calculando

$$G_T f^+ \circ \eta_A = f^* \circ \eta_A = f$$

como se requería. Ahora para la unicidad, si $g: F_T A \rightarrow B$ en \mathcal{C}_T Es un ejercicio que el lector calcule la categoría de Kleisli de los ejemplos que hemos dejado al principio de esta sección.

Vale la pena en este punto (supongo) poner un poco de contexto aún mas abstracto sin-sentido, sea (T, η, μ) una monada en una categoría \mathcal{C} . denotemos por $\text{Ad}\mathcal{C}$ a la categoría de todas las adjunciones

$$(F, G, \eta, \epsilon): \mathcal{C} \longrightarrow \mathcal{A}$$

tales que definen a (T, η, μ) y las flechas de $\text{Ad}\mathcal{C}$ están dadas como sigue, si

$$(F, G, \eta, \epsilon): \mathcal{C} \longrightarrow \mathcal{A}$$

y

$$(F', G', \eta', \epsilon'): \mathcal{C}' \longrightarrow \mathcal{A}'$$

son adjunciones sobre \mathcal{C} , un morfismo entre estas

$$(F, G, \eta, \epsilon) \rightarrow (F', G', \eta', \epsilon')$$

es un par de funtores $K: \mathcal{A} \rightarrow \mathcal{A}'$ y $L: \mathcal{C} \rightarrow \mathcal{C}'$ tal que los siguientes diagramas conmutan:

$$\begin{array}{ccc} A & \xrightarrow{G} & X \\ K \downarrow & & \downarrow L \\ A' & \xrightarrow{G'} & X' \end{array}$$

$$\begin{array}{ccc} A & \xrightarrow{F} & X \\ K \downarrow & & \downarrow L \\ A' & \xrightarrow{F'} & X' \end{array}$$

Hemos así probado dos hechos destacables:

Teorema 6.13. (*Comparación de Kleisli*) Dada una adjunción (F, G, η, ϵ) en una categoría \mathcal{C} , y sea $T = (GF, \eta, G\epsilon F)$ la monada que esta define, entonces existe un único funtor $L: \mathcal{C}_T \rightarrow \mathcal{A}$ con $GL = G_T$ y $LF_T = F$.

Teorema 6.14. Dada una monada (T, η, μ) en una categoría \mathcal{C} ,

En la práctica ya que estamos hablando de objetos en la categoría de adjunciones de una categoría agradable, podríamos preguntarnos si tal categoría tiene objeto final.

6.5. La solución de Eilenberg y Moore. En efecto construyamos el objeto final en la categoría de posibles adjunciones que factoricen una monada dada.

7. LA ADJUNCIÓN ENTRE **Frm** Y **Top**

Esta sección está dedica a desglosar varias de las cosas que presentamos en estas notas aterrizándolas en dos categorías específicas (**Frm** y **Top**).

Uno de los primeros ejemplos de marcos, y de hecho, la motivación para la definición, fue que los abiertos de un espacio topológico S forman un marco $\mathcal{O}S$. Aquí desarrollaremos más a fondo la relación entre marcos y espacios topológicos. No es complicado verificar que la asignación $S \mapsto \mathcal{O}S$ es un funtor contra variante $\mathcal{O}: \mathbf{Top} \rightarrow \mathbf{Frm}$. La asignación en objetos está dado por la topología del espacio y la asignación en flechas a través de la preimagen de las funciones continuas (estas resultan ser un morfismo de marcos por las propiedades de la preimagen). Para detalles más específicos consultar [?] o [?].

Ahora la tarea es construir un funtor de regreso $\text{pt} : \mathbf{Frm} \rightarrow \mathbf{Top}$ y probaremos que ambos funtores forman una adjunción.

$$\begin{array}{c} \mathbf{Top} \\ \downarrow \dashv \uparrow \text{pt} \\ \mathbf{Frm}^{\text{op}} \end{array}$$

Antes de continuar, vale la pena mencionar que todos nuestros espacios (de carne y hueso) serán al menos T_0 . Recordemos que un espacio T_0 es un espacio donde cada par de puntos se pueden separar por al menos un abierto. Más aún:

Teorema 7.1. *La categoría \mathbf{Top}_0 de espacios topológicos T_0 es reflexiva en \mathbf{Top} . Es decir, el funtor de inclusión $\mathbf{Top}_0 \rightarrow \mathbf{Top}$ tiene un adjunto izquierdo.*

Demostración. Es un ejercicio sencillo. □

La razón de esta decisión es que, en un espacio que no es T_0 , hay pares de puntos que tienen exactamente las mismas vecindades de abiertos, así que no tienen mucha esperanza de ser caracterizados por sus marcos de abiertos. Otro ejercicio sencillo que ayuda a familiarizarse con los espacios T_0 es el siguiente. En cualquier espacio topológico, los puntos tienen un preorden (es decir, una relación reflexiva y transitiva) dado por

$$q \subseteq p \iff \overline{q} \subseteq \overline{p}$$

Este se llama *preorden de especialización*.

7.1. El espacio de puntos. Dado un espacio con un punto $\{*\}$, el conjunto de puntos de S está en biyección con las funciones continuas $\{*\} \rightarrow S$:

$$S \simeq \mathbf{Top}(\{*\}, S)$$

donde cada punto $s \in S$ está asociado a la función $* \mapsto s$. Así, si 2 es el marco de dos elementos $2 = \{0 < 1\}$, cada de estas funciones $s : \{*\} \rightarrow S$ induce un morfismo de marcos $\chi_s : \mathcal{O}S \rightarrow \mathcal{O}\{*\} \simeq 2$ dado como

$$\chi_s(u) = \begin{cases} 1, & s \in u \\ 0, & s \notin u \end{cases}.$$

Así, para cada marco A , tiene sentido definir los puntos de A como morfismos $\mathbf{Frm}(A, 2)$. En efecto, más adelante consideraremos esta construcción. Sin embargo, primero

consideraremos otra construcción equivalente: representaremos cada morfismo $\chi : A \rightarrow 2$ con un elemento de A de manera canónica: el elemento

$$p = \bigvee \{x \in A \mid \chi(x) = 0\}$$

es el único elemento de A que cumple

$$x \leq p \quad \text{si, y solo si} \quad \chi(x) = 0.$$

En particular, dado que $\chi(1) = 1$, tenemos $p \neq 1$. Por otro lado, para cualesquiera $x, y \in A$ con $x \inf y \leq p$, tenemos

$$\chi(x) \inf \chi(y) = \chi(x \inf y) = 0,$$

así que $\chi(x) = 0$ o bien $\chi(y) = 0$, pues χ toma valores en el marco 2. es decir: $x \leq p$ o bien $y \leq p$.

Definición 7.2. Sea $A \in \mathbf{Frm}$. Un punto o elemento \inf -irreducible de A es un elemento $p \in A$ con $p \neq 1$ tal que si $x \inf y \leq p$, entonces $x \leq p$ o $y \leq p$. Denotamos por $\text{pt}A$ al conjunto de todos los puntos de A .

Lema 7.3. Sea $A \in \mathbf{Frm}$.

- Cada máximo de A es \inf -irreducible.
- Si A es booleano, entonces todo elemento \inf -irreducible de A es máximo.
- Si A es una cadena, entonces cada elemento propio de A es \inf -irreducible.

Demostración.

- Sea $p \in A$ máximo, entonces $p < 1$. Si $x \inf y \leq p$ y suponiendo que $x \not\leq p$, entonces $p < x \sup p$ y, por la maximalidad de p , tenemos que $p \sup x = 1$. Similarmente, $y \not\leq p$ implica $p \sup y = 1$. Si $x \not\leq p$ y $y \not\leq p$, se tiene que

$$p = p \sup (x \inf y) = (p \sup x) \inf (p \sup y) = 1.$$

Esto es una contradicción ya que $p < 1$.

- Supongamos que A es booleano. Sean $p \in \text{pt}A$ y $x, y \in A$ con $p < x$ y $y = \neg x$. Tenemos que $x \inf y = 0 \leq p$, entonces $x \leq p$ ó $y \leq p$ ya que p es \inf -irreducible. Además $y \leq p < x$ puesto que $p < x$. En consecuencia, $x \sup y = 1 = x$, así, p es máximo.
- Supongamos que A es una cadena. Para cualesquiera $x, y \in A$, tenemos que $x \leq y$ ó $y \leq x$, es decir, $x \inf y \leq x$ ó $x \inf y \leq y$. Sea $p \in A$ con $p < 1$. Si $x \inf y \leq p$, entonces $x \leq p$ ó $y \leq p$.

□

Sean $A \in \mathbf{Frm}$ y $a \in A$. Decimos que un punto $p \in \text{pt}A$ está en $U_A(a) \subseteq \text{pt}A$ si, y sólo si $a \not\leq p$.

Lema 7.4. Sean $A \in \mathbf{Frm}$ y $a, b \in A$.

- $U_A(1) = \text{pt}A$.
- $U_A(0) = \emptyset$.
- $U_A(a \wedge b) = U_A(a) \cap U_A(b)$.
- $U_A(\bigvee X) = \bigcup \{U_A(x) \mid x \in X\}, \forall X \subseteq A$.

Demostración. Sean $A \in \mathbf{Frm}$ y $a, b \in A$.

- Por definición $U_A(1) \subseteq \text{pt}A$. Sea $p \in \text{pt}A$, entonces $p \neq 1$. Además $1 \not\leq p$, por lo que $p \in U_A(1)$. Así, $U_A(1) = \text{pt}A$.
- Supongamos que $U_A(0) \neq \emptyset$. Sea $p \in U_A(0)$. Por definición, $0 \not\leq p$ pero $0 \leq a, \forall a \in A$. Por lo tanto, $U_A(0) = \emptyset$.
- Sea $p \in \text{pt}A$. Tenemos que

$$\begin{aligned}
 p \in U_A(a \wedge b) &\iff a \wedge b \not\leq p \\
 &\iff a \not\leq p \quad y \quad b \not\leq p \\
 &\iff p \in U_A(a) \quad y \quad p \in U_A(b) \\
 &\iff p \in U_A(a) \cap U_A(b).
 \end{aligned}$$

Por lo que $U_A(a \wedge b) = U_A(a) \cap U_A(b)$.

- Sea $X \subseteq A$ y notemos que si $X = \emptyset$, entonces ocurre el segundo punto. En caso contrario,

$$\begin{aligned}
 p \in U_A(\bigvee X) &\Rightarrow \bigvee X \not\leq p \\
 &\Rightarrow \text{existe } x \in X \text{ tal que } x \not\leq p \\
 &\Rightarrow p \in U_A(x) \\
 &\Rightarrow p \in \bigcup \{U_A(x) \mid x \in X\}.
 \end{aligned}$$

Además,

$$\begin{aligned}
 p \in \bigcup \{U_A(x) \mid x \in X\} &\Rightarrow p \in U_A(x) \text{ para algún } x \in X \\
 &\Rightarrow x \not\leq p \\
 &\Rightarrow \bigvee X \not\leq p \\
 &\Rightarrow p \in U_A(\bigvee X).
 \end{aligned}$$

Por lo tanto, $U_A(\bigvee x) = \bigcup \{U_A(x) \mid x \in X\}, \forall X \subseteq A$.

□

Se sigue que $U_A(A) = \{U_A(a) \mid a \in A\}$ es una topología en $\text{pt}A$. Al espacio topológico $(\text{pt}A, U_A(A))$ lo llamamos el *espacio de puntos* de A . Dado que la topología de $\text{pt}A$ es $\mathcal{O}\text{pt}A = U_A(A)$, se sigue que $U_A : A \rightarrow \mathcal{O}\text{pt}A$ es un morfismo suprayectivo de marcos, al cual llamamos la *reflexión espacial* de A . Si U_A es inyectivo (y, por lo tanto, un isomorfismo) decimos que el marco A es *espacial*.

Observación 7.5.

1. (La reflexión espacial como un cociente) Como $U_A : A \rightarrow \mathcal{O}\text{pt}$ es suprayectivo, el marco $\mathcal{O}\text{pt}A$ es el cociente de A (por definición de cocientes en **Frm**) bajo el núcleo de U_A : el núcleo $S \in NA$ dado como

$$x \leq S(a) \iff U(x) \subseteq U(a).$$

(los núcleos son cierto tipo de funciones definidas en los marcos y estos están en correspondencia biyectiva con los cocientes. Para un marco A , NA denota el conjunto de todos sus núcleos).

2. Además, por el lema adecuado, el núcleo S de U_A admite la descripción

$$S(a) = \bigwedge \{p \in \text{pt}A \mid a \leq p\}.$$

3. Dados dos puntos $p, q \in \text{pt}A$, se cumple

$$\begin{aligned} q \sqsubseteq p &\iff \overline{q} \subseteq \overline{p} \\ &\iff (\forall x \in A)[q \in U(x) \Rightarrow p \in U(x)] \\ &\iff (\forall x \in A)[x \leq p \Rightarrow x \leq q] \\ &\iff p \leq q. \end{aligned}$$

Es decir, el preorden de especialización del espacio de puntos es el orden opuesto al orden heredado del marco:

$$(\text{pt}A, \sqsubseteq) = (\text{pt}A, \leq)^{\text{op}}.$$

En particular, ya que su preorden de especialización es un orden parcial, esto prueba que el espacio de puntos es T_0 .

7.2. Funtorialidad y naturalidad. Queremos ver que la asignación $A \mapsto \text{pt}A$ es un funtor y que la reflexión espacial $U_A : A \rightarrow \mathcal{O}\text{pt}A$ es una transformación natural

$$U_\bullet : \text{id}_{\mathbf{Frm}} \rightarrow \mathcal{O}\text{pt}(_).$$

Lo primero es verificar que, dado un morfismo de marcos $f: A \rightarrow B$, obtenemos una función continua $\text{pt}f: \text{pt}B \rightarrow \text{pt}A$ entre los espacios de puntos. De hecho, $\text{pt}f$ será la restricción del adjunto derecho $f_*: B \rightarrow A$ a los puntos de B , pero hay que verificar que f_* manda puntos a puntos.

Si p es un punto de $\text{pt}B$, veamos que f_*p es un punto de A . Primero, f_*p no puede ser 1, ya que en ese caso $1 \leq f_*(p)$ implicaría $f(1) \leq p$ por la adjunción, pero esto es imposible ya que $p \neq 1$. Ahora veamos que f_*p es ínf-irreducible. Si $x, y \in A$ son tales que $x \text{ ínf } y \leq f_*(p)$, por adjunción tenemos $f(x) \text{ ínf } f(y) \leq p$. En consecuencia, $f(x) \leq p$ ó $f(y) \leq p$, i.e., $x \leq f_*(p)$ o $y \leq f_*(p)$. Por lo tanto, $f_*(p) \in \text{pt}A$.

En resumen, dado un morfismo de marcos $f: A \rightarrow B$, obtenemos una función $\text{pt}f: \text{pt}B \rightarrow \text{pt}A$ dada por la restricción de $f_*: B \rightarrow A$.

Observemos que, para todo $p \in \text{pt}B$, tenemos

$$\begin{aligned} p \in (\text{pt}f)^{-1}(U_A(a)) &\iff f_*(p) \in U_A(a) \\ &\iff a \not\leq f_*(p) \\ &\iff f(a) \not\leq p \\ &\iff p \in U_B(f(a)). \end{aligned}$$

Por lo tanto $\text{pt}f: \text{pt}B \rightarrow \text{pt}A$ es continua. Es fácil ver que, dados morfismos $k: C \rightarrow B$ y $h: B \rightarrow A$, se satisface $(hk)_* = k_*h_*$. Además, el adjunto derecho de $\text{id}: A \rightarrow A$ también es la identidad de A . De estas observaciones se sigue que la asignación pt es un funtor (contravariante) $\text{pt}: \mathbf{Frm} \rightarrow \mathbf{Top}$.

Además, en el párrafo anterior probamos que

$$\mathcal{O}(\text{pt}f)(U_A(a)) = U_B(f(a))$$

para todo $a \in A$. Es decir: el diagrama

$$\begin{array}{ccc} A & \xrightarrow{f} & B \\ U_A \downarrow & & \downarrow U_B \\ \mathcal{O}\text{pt}A & \xrightarrow{\mathcal{O}\text{pt}f} & \mathcal{O}\text{pt}B \end{array}$$

conmuta, así $U_\bullet = (U_A \mid A \in \mathbf{Frm})$ es una transformación natural $U_\bullet: \text{id}_{\mathbf{Frm}} \rightarrow \mathcal{O}\text{pt}$.

7.3. El espacio de puntos del marco de abiertos. ¿Qué tanta información acerca de un espacio topológico se puede recuperar a través de su marco de abiertos? Comenzaremos preguntándonos cómo se relacionan los puntos de un espacio S con los puntos

de $\text{pt}\mathcal{O}S$. Como dijimos al principio, un punto $s \in S$ se puede ver como una función continua $\{s\} \rightarrow S$, la cual induce un morfismo $\chi_s : \mathcal{O}S \rightarrow 2$ como

$$(1) \quad \chi_s(u) = \begin{cases} 1, & s \in u \\ 0, & s \notin u. \end{cases}$$

Por lo tanto, el ínf-irreducible que le corresponde a s es

$$(2) \quad \Phi_S(s) = \bigvee \{u \in \mathcal{O}S \mid \chi_s(u) = 0\} \in \text{pt}\mathcal{O}S.$$

Esto nos da una función $\Phi_S : S \rightarrow \text{pt}\mathcal{O}S$. Esta descripción se puede simplificar. Notemos que, dados $s \in S$ y $u \in \mathcal{O}S$, tenemos

$$\chi_s(u) = 0 \iff s \notin u \iff s \in u' \iff \bar{s} \subseteq u' \iff u \subseteq \bar{s}'.$$

Luego,

$$(3) \quad \Phi_S(s) = \bigvee \{u \in \mathcal{O}S \mid u \subseteq \bar{s}'\} = \bar{s}' \in \text{pt}\mathcal{O}S.$$

Ahora, recordemos que un abierto de $\text{pt}\mathcal{O}S$ es de la forma

$$U_{\mathcal{O}S}(u) = \{p \in \text{pt}\mathcal{O}S \mid u \not\subseteq p\}.$$

Tenemos

$$\begin{aligned} s \in (\Phi_S)^{-1}(U_{\mathcal{O}S}(u)) &\iff \Phi_S(s) \in U_{\mathcal{O}S}(u) \\ &\iff \bar{s}' \in U_{\mathcal{O}S}(u) \\ &\iff u \not\subseteq \bar{s}' \\ &\iff s \in u. \end{aligned}$$

Es decir,

$$(\Phi_S)^{-1}(U_{\mathcal{O}S}(u)) = u.$$

En particular, $(\Phi_S)^{-1}$ manda abiertos de $\text{pt}\mathcal{O}S$ en abiertos de S , así que la función $\Phi_S : S \rightarrow \text{pt}\mathcal{O}S$ es continua. Por último, observemos que, dada una función continua $\psi : S \rightarrow T$, las funciones $\Phi_S : S \rightarrow \text{pt}\mathcal{O}S$ hacen conmutar el diagrama

$$\begin{array}{ccc} S & \xrightarrow{\psi} & T \\ \Phi_S \downarrow & & \downarrow \Phi_T \\ \text{pt}\mathcal{O}S & \xrightarrow{\text{pt}\mathcal{O}\psi} & \text{pt}\mathcal{O}T \end{array}$$

En efecto, para todo $v \in \mathcal{O}T$, tenemos

$$\begin{aligned}
 v \subseteq (\text{pt}\mathcal{O}\psi)(\Phi_S(s)) &\iff v \subseteq (\mathcal{O}\psi)_*(\Phi_S(s)) \\
 &\iff (\mathcal{O}\psi)(v) \subseteq \Phi_S(s) \\
 &\iff \psi^{-1}(v) \subseteq \bar{s}' \\
 &\iff s \notin \psi^{-1}(v) \\
 &\iff \psi(s) \notin v \\
 &\iff v \subseteq \overline{\psi(s)}' \\
 &\iff v \subseteq \Phi_T(\psi(s)),
 \end{aligned}$$

por lo cual $(\text{pt}\mathcal{O}\psi)(\Phi_S(s)) = \Phi_T(\psi(s))$. Luego, la familia de funciones continuas

$$\Phi_\bullet = (\Phi_S : S \rightarrow \text{pt}\mathcal{O}S \mid S \in \mathbf{Top})$$

es una transformación natural

$$\Phi_\bullet : \text{id}_{\mathbf{Top}} \rightarrow \text{pt}\mathcal{O}.$$

7.4. La adjunción. En la primera parte, vimos que todo morfismo de marcos $f : A \rightarrow B$ induce una función continua $\text{pt}f : \text{pt}B \rightarrow \text{pt}A$ dada como la restricción del adjunto derecho $f_* : B \rightarrow A$ de f y probamos que esta asignación es un funtor $\text{pt} : \mathbf{Frm} \rightarrow \mathbf{Top}$. Ahora veremos que pt y el funtor de abiertos $\mathcal{O} : \mathbf{Top} \rightarrow \mathbf{Frm}$ son las mitades de una adjunción contravariante entre \mathbf{Top} y \mathbf{Frm} . En particular, construiremos un isomorfismo

$$(4) \quad \mathbf{Frm}(A, \mathcal{O}S) \simeq \mathbf{Top}(S, \text{pt}A)$$

natural en A y en S .

Cuando aprendimos sobre adjunciones, vimos el caso covariante, en el cual el isomorfismo de adjunción es equivalente a la existencia de dos transformaciones naturales que satisfacen las identidades triangulares.

Ahora veremos que, en el caso contravariante, tenemos el resultado análogo: las identidades triangulares adecuadas implican el isomorfismo natural.

Recordemos que las transformaciones naturales $U_\bullet : \text{id}_{\mathbf{Frm}} \rightarrow \mathcal{O}\text{pt}$ y $\Phi_\bullet : \text{id}_{\mathbf{Top}} \rightarrow \text{pt}\mathcal{O}$ tienen componentes dadas como

$$\begin{aligned} U_A : A &\rightarrow \mathcal{O}\text{pt}A \\ a &\mapsto U_A(a) = \{p \in \text{pt}A \mid a \not\leq p\}, \\ \Phi_S : S &\rightarrow \text{pt}\mathcal{O}S \\ s &\mapsto \Phi_S(s) = \bar{s}'. \end{aligned}$$

Primero veremos que se cumplen las identidades triangulares

$$\begin{array}{ccc} \mathcal{O}S & & \text{pt}A \\ \text{id}_{\mathcal{O}S} \swarrow & & \swarrow \text{id}_{\text{pt}A} \\ \mathcal{O}S & \xleftarrow{\mathcal{O}\Phi_S} & \mathcal{O}\text{pt}\mathcal{O}S \\ & \searrow U_{\mathcal{O}S} & \\ & \mathcal{O}\text{pt}\mathcal{O}S & \end{array} \quad \begin{array}{ccc} \text{pt}A & & \text{pt}\mathcal{O}\text{pt}A \\ \text{id}_{\text{pt}A} \swarrow & & \swarrow \Phi_{\text{pt}A} \\ \text{pt}A & \xleftarrow{\text{pt}U_A} & \text{pt}\mathcal{O}\text{pt}A \\ & \searrow \Phi_{\text{pt}A} & \\ & \text{pt}\mathcal{O}\text{pt}A & \end{array}$$

En efecto, usando las equivalencias

$$\begin{aligned} u \subseteq \Phi_S(s) & \quad \text{si, y solo si} \quad s \notin u, \\ x \in U_A(a) & \quad \text{si, y solo si} \quad a \not\leq x, \end{aligned}$$

tenemos

$$\begin{aligned} x \in (\mathcal{O}\Phi_S)(U_{\mathcal{O}S}(u)) & \iff \Phi_S(x) \in U_{\mathcal{O}S}(u) \\ & \iff u \not\leq \Phi_S(x) \\ & \iff x \in u, \\ a \leq (\text{pt}U_A)(\Phi_{\text{pt}A}(x)) & \iff U_A(a) \leq \Phi_{\text{pt}A}(x) \\ & \iff x \notin U_A(a) \\ & \iff a \leq x. \end{aligned}$$

Es decir, $(\mathcal{O}\Phi_S)(U_{\mathcal{O}S}(u)) = u$ y $(\text{pt}U_A)(\Phi_{\text{pt}A}(x)) = x$, como se quería.

Ahora, afirmamos que las funciones

$$\mathbf{Frm}(A, \mathcal{O}S) \rightarrow \mathbf{Top}(S, \text{pt}A)$$

$$f \mapsto \bar{f} = (\text{pt}f)\Phi_S,$$

$$\mathbf{Frm}(A, \mathcal{O}S) \leftarrow \mathbf{Top}(S, \text{pt}A)$$

$$(\mathcal{O}\varphi)U_A = \varphi \mapsto \bar{\varphi}.$$

conforman una biyección. En efecto, la naturalidad de Φ_\bullet , U_\bullet y las identidades triangulares implican la conmutatividad de los diagramas

$$\begin{array}{ccccc}
 \mathcal{O}S & \xleftarrow{f} & A & & \text{pt}A \xleftarrow{\varphi} S \\
 \text{id}_{\mathcal{O}S} \swarrow & & \downarrow U_{\mathcal{O}S} & & \text{id}_{\text{pt}A} \swarrow \\
 \mathcal{O}S & \xleftarrow{\mathcal{O}\Phi_S} & \mathcal{O}\text{pt}\mathcal{O}S & \xleftarrow{\mathcal{O}\text{pt}f} & \mathcal{O}\text{pt}A \\
 & & \downarrow U_A & & \downarrow \Phi_S \\
 & & \mathcal{O}\text{pt}A & & \text{pt}\mathcal{O}\text{pt}A \xleftarrow{\text{pt}U_A} \text{pt}A
 \end{array}$$

por lo cual tenemos

$$\begin{aligned}
 \bar{f} &= \overline{(\text{pt}f)\Phi_S} \\
 &= \mathcal{O}((\text{pt}f)\Phi_S)U_A \\
 &= (\mathcal{O}\Phi_S)(\mathcal{O}\text{pt}f)U_A \\
 &= f, \\
 \bar{\varphi} &= \overline{(\mathcal{O}\varphi)U_A} \\
 &= \text{pt}((\mathcal{O}\varphi)U_A)\Phi_S \\
 &= (\text{pt}U_A)(\text{pt}\mathcal{O}\varphi)\Phi_S \\
 &= \varphi.
 \end{aligned}$$

Esto nos da la biyección mencionada al inicio de esta subsección. De manera explícita, la biyección está dada como $\mathbf{Frm}(A, \mathcal{O}S) \ni f \leftrightarrow \varphi \in \mathbf{Top}(S, \text{pt}A)$, donde

$$s \in f(a) \quad \text{si, y solo si} \quad a \notin \varphi(s)$$

para cualesquiera $s \in S$, $a \in A$, puesto que

$$\begin{aligned}
 s \in f(a) &\iff f(a) \notin \Phi_S(s) \\
 &\iff a \notin (\text{pt}f)(\Phi_S(s)) = \bar{f}(s), \\
 a \notin \varphi(s) &\iff \varphi(s) \in U_A(a) \\
 &\iff s \in (\mathcal{O}\varphi)(U_A(a)) = \bar{\varphi}(a).
 \end{aligned}$$

Finalmente, veamos que la biyección es natural en A y en S . Dado un morfismo de marcos $g : A \rightarrow B$, el diagrama

$$\begin{array}{ccc}
 \mathbf{Frm}(B, \mathcal{O}S) & \xrightarrow{f \mapsto \bar{f}} & \mathbf{Top}(S, \text{pt}B) \\
 \text{--} \circ g \downarrow & & \downarrow \text{pt}g \circ \text{--} \\
 \mathbf{Frm}(A, \mathcal{O}S) & \xrightarrow{h \mapsto \bar{h}} & \mathbf{Top}(S, \text{pt}A)
 \end{array}$$

es conmutativo:

$$\begin{aligned}\overline{fg} &= \text{pt}(fg)\Phi_S \\ &= (\text{pt}g)(\text{pt}f)\Phi_S \\ &= (\text{pt}g)\bar{f}.\end{aligned}$$

Similarmente, dada una función continua $\psi : S \rightarrow T$, el diagrama

$$\begin{array}{ccc}\mathbf{Frm}(A, \mathcal{O}T) & \xleftarrow{\bar{\varphi} \mapsto \varphi} & \mathbf{Top}(T, \text{pt}A) \\ \mathcal{O}\psi \circ - \downarrow & & \downarrow - \circ \psi \\ \mathbf{Frm}(A, \mathcal{O}S) & \xleftarrow{\bar{\xi} \mapsto \xi} & \mathbf{Top}(S, \text{pt}A)\end{array}$$

es conmutativo:

$$\begin{aligned}\overline{\varphi\psi} &= \mathcal{O}(\varphi\psi)U_A \\ &= (\mathcal{O}\psi)(\mathcal{O}\varphi)U_A \\ &= (\mathcal{O}\psi)\bar{\varphi}.\end{aligned}$$

7.5. La propiedad universal de las reflexiones. Para esta subsección veremos que las biyecciones dadas por la adjunción revelan las propiedades universales del espacio de puntos y el marco de abiertos. La biyección

$$\begin{aligned}\mathbf{Frm}(A, \mathcal{O}S) &\simeq \mathbf{Top}(S, \text{pt}A) \\ f &\mapsto \bar{f} = (\text{pt}f)\Phi_S \\ (\mathcal{O}\varphi)U_A &= \bar{\varphi} \mapsto \varphi.\end{aligned}$$

se puede leer como sigue: dado un morfismo $f : A \rightarrow \mathcal{O}S$, existe una única función continua $\varphi : S \rightarrow \text{pt}A$ tal que el diagrama

$$\begin{array}{ccc}A & \xrightarrow{f} & \mathcal{O}S \\ \mathcal{O}u_A \downarrow & \nearrow \mathcal{O}\varphi & \\ \mathcal{O}\text{pt}A & & \end{array}$$

conmuta. Similarmente, dada una función continua $\varphi : S \rightarrow \text{pt}A$, existe un único morfismo $f : A \rightarrow \mathcal{O}S$ tal que el diagrama

$$\begin{array}{ccc} S & \xrightarrow{\varphi} & \text{pt}A \\ \Phi_S \downarrow & \nearrow \text{pt}f & \\ \text{pt}\mathcal{O}S & & \end{array}$$

conmuta.

7.6. Álgebras para la adjunción $\text{spec} \dashv \mathcal{O}$. En esta sección usaremos lo aprendido en la sección 6.1 y la sección anterior,

Primero trabajaremos con una extensión de la adjunción entre **Frm** y **Top**, para esto consideremos la categoría de retículas distributivas

$$\mathcal{D}Lt$$

esta categoría tiene como subcategoría ala categoría de marcos, lo interesante es que podemos definir un funtor

$$\text{spec}: \mathcal{D}Lt \rightarrow \mathbf{Top}$$

que a cada retícula distributiva le asocia su espacio espectral, es decir, su espectro (ideales primos), teniendo esto en mente, veremos que tenemos una adjunción:

$$\begin{array}{ccc} & \mathbf{Top} & \\ \mathcal{O} \downarrow & \dashv & \uparrow \text{spec} \\ & \mathcal{D}Lt^{\text{op}} & \end{array}$$

que como se espera esta se restringe a una equivalencia, que se le conoce como la equivalencia de Stone entre retículas distributivas y espacios coherentes (espectrales).

CENTRO UNIVERSITARIO DE CIENCIAS EXACTAS E INGENIERIA
UNIVERSIDAD DE GUADALAJARA

BLVD GRAL. MARCELINO GARCÍA BARRAGÁN 1421, OLÍMPICA, 44430 GUADALAJARA, JALISCO

E-mail address: luis.zaldivar@academicos.udg.mx

E-mail address: mauricio.medina@academicos.udg.mx

E-mail address: juan.monter2902@alumnos.udg.mx

E-mail address: alejandro.vazquez5702@alumnos.udg.mx