

6.1. Introducción.

La asignación de tráfico es el proceso que distribuye un conjunto conocido de viajes sobre una red de transporte. El proceso de asignación requiere como entrada una descripción completa del sistema de transporte existente y una matriz que recoja los desplazamientos que se producen. La salida del procedimiento depende del nivel de sofisticación del procedimiento de asignación, pero siempre incluye una estimación del volumen de tráfico y los tiempos o costes de viaje en cada tramo del sistema; algunas técnicas de asignación incluyen información en el interior de las intersecciones mediante la inclusión de giros .

Los objetivos de la asignación de tráfico como parte del proceso de planificación son: conocer las deficiencias en el actual sistema de transporte, mediante la asignación de la previsión futura de viajes al sistema actual, evaluar los efectos de las mejoras y las extensiones al sistema de transporte actual asignando la previsión futura de viajes y establecer las prioridades de construcción asignando estimaciones de viajes para años intermedios .

La primera asignación realizada asumía que el tiempo de viaje y coste era independiente del flujo sobre los tramos, este procedimiento es conocido como “todo o nada”. Esta técnica ofrece resultados poco reales, no solo por que falla en reconocer que el tiempo de viaje y coste se incrementa cuando aumenta el flujo de vehículos sobre los tramos, sino principalmente por el hecho que todos los viajeros están localizados sobre rutas basando su decisión en una medida simple.

Posteriormente se realizaron estudios que pretendían relacionar la selección de rutas con los factores de tiempo y distancia, y como resultado se desarrolló una curva de diversificación de tráfico estándar como sugerencia para la determinación de la utilización futura de las vías urbanas.

Las curvas desarrolladas estaban basadas en los datos obtenidos a partir de la observación en diferentes localizaciones. Las asignaciones realizadas mediante esta metodología se reducía al estudio de pequeñas zonas donde eran definidas varias rutas en paralelo , esta técnica se denomina asignación en dos rutas y asignación proporcional .

Sobre 1957 surgen los primeros algoritmos eficientes para calcular caminos mínimos en un grafo, es decir encontrar solución al problema de ruta mínima, con coste en arcos. Simultáneamente el área de transporte de Chicago contrató el desarrollo de un programa de ordenador que permitiera realizar asignaciones de tráfico sobre grandes redes urbanas. Las investigaciones condujeron al desarrollo de un programa para encontrar la ruta mínima en tiempo en una red. El procedimiento estaba basado en el algoritmo de Moore con coste en arcos (especificado como tiempo medio de viaje) . Posteriormente la General Electric conjuntamente con el distrito de Columbia desarrollaron un modelo de asignación donde se incorporaban la posibilidad de prohibición de giros .

J.G. Wardrop, 1952, del Road Research Laboratory, publica un artículo donde se describen los dos principios de distribución de flujo en red: el principio de equilibrio de usuario, basado en el supuesto de "Todos los conductores seleccionan la ruta que minimiza su coste de viaje" y el principio de optimalidad del sistema que indica que el tiempo total de viaje para todos los conductores es aquel que minimiza el tiempo total del sistema. Estos dos principios han sido ampliamente aceptados y se conocen como los principios de Wardrop .

M. J. Beckmann, 1956, formuló en problema de asignación de tráfico mediante modelos matemáticos. Empleando teoría de optimización no lineal, el modelo cumple las dos condiciones de Wardrop ofreciendo una solución convexa al problema de optimización no lineal .

En 1956, M. Frank y P. Wolfe desarrollaron un algoritmo iterativo para obtener la solución a problemas convexos de optimización cuadrática . Cuando aplicaron el

algoritmo desarrollado a los modelos de asignación de tráfico, usaron una asignación inicial "Todo o nada", basada en los tiempos de viaje y el volumen de tráfico existente . Actualmente este algoritmo es un estándar en la planificación del transporte y será descrito en los siguientes apartados.

Después de estos pasos se han desarrollado y mejorado los algoritmos de asignación. Una de las mejoras fue la introducción de funciones analíticas que relacionan el volumen de tráfico que circula por un tramo con el tiempo de viaje, empleado y la velocidad desarrollada. Estas funciones son denominadas funciones volumen-retraso y funciones de tiempo de viaje .

6.2. Las condiciones de Wardrop .

El problema de asignación de tráfico pretende determinar el flujo de tráfico que circula por los tramos a partir de la demanda de viaje entre un conjunto de pares de nodos y de un conjunto de funciones de retraso. Las dos condiciones de asignación óptima fueron consideradas y descritas por Wardrop (1952), aunque Pigou (1920) formuló la primera noción sobre equilibrio de tráfico con una descripción del comportamiento del tráfico rodado bajo congestión .

En el análisis de los modelos de asignación, la congestión es fundamental. Como resultado del crecimiento del volumen de tráfico, la velocidad media de desplazamiento de los vehículos sobre el tramo desciende, primero lentamente, para que después crezca rápidamente como consecuencia del incremento de la cola producida en el tramo, hasta que el tramo entra en un estado de saturación en el que el flujo es muy bajo. En el análisis de los sistemas de tráfico, el tiempo medio de desplazamiento es modelado a partir de las funciones volumen-retraso .

Kohl reconoció que las rutas seleccionadas por los viajeros eran aquellas rutas consideradas como más cortas bajo las condiciones de tráfico existente, es decir, cada viajero selecciona aquella ruta que minimiza el tiempo empleado en su desplazamiento. Aunque se ha observado que, además del tiempo de viaje, existen otros parámetros que influyen sobre la decisión del conductor en el proceso de selección de ruta, este todavía es considerado como el principal componente del coste de viaje.

El resultado de los patrones de viaje procedentes de la selección de rutas es conocido como **flujo óptimo** del sistema. La situación óptima para el sistema queda caracterizada porque el tiempo marginal empleado entre un origen y un destino es el mismo independientemente de la ruta seleccionada. Si el tiempo de viaje fuera inferior en una ruta que en otra sería posible una redistribución de los flujos de las rutas con mayor tiempo de viaje hacia rutas con menor tiempo, de manera que se alcance un nuevo equilibrio.

Existen dos alternativas para obtener el flujo óptimo en el sistema :

- La primera es la imposición de las rutas a los usuarios (Sistema óptimo involuntario). Es este el caso en que un controlador central influye en la toma de decisiones sobre los viajes, por ejemplo en el caso de distribución de mercancías .
- La segunda alternativa consiste en intentar persuadir a los conductores a seleccionar su ruta eficientemente. Este sistema voluntario es conocido como estrategia de congestión .

Dada las funciones describiendo las relaciones entre el volumen de tráfico, coste del viaje y demanda de transporte, el tráfico puede ser asignado sobre el viario acorde con dos principales principios: El principio de igualdad de tiempos de viajes independientemente de la ruta seleccionada de forma eficiente, también llamado asignación descriptiva, siendo uno de los mas empleados, o el principio de mínimo coste total, el cual es denominado asignación normativa .

La demanda de transporte se considera normalmente como la media de los viajes realizados, es decir, la frecuencia media de viajes durante un periodo de tiempo determinado. El equilibrio debe ser visto como un estado estable que se alcanza después de un número de pasos donde los conductores han ajustado sus rutas según las condiciones descritas anteriormente .

Las dos condiciones descritas por Wardrop son la condición de equilibrio de usuario y la condición de optimalidad del sistema . El principio de equilibrio de usuario corresponde con la selección de rutas minimizando el tiempo total de viaje del conductor . El segundo principio hace referencia a minimizar el coste total del sistema, es decir minimizar el coste total observado por todos los conductores .

En los modelos de asignación la demanda de viajes puede ser fija o variable. A continuación se aplicará el principio de Wardrop a cada tipo de demanda .

6.3. Aplicaciones del principio de Wardrop .

6.3.1. Demanda fija .

Para formular matemáticamente las condiciones de equilibrio de usuario, consideramos un par origen y destino $(p, q) \in C$ (donde C representa el conjunto de pares Origenes / Destinos definidos en el viario). Sea c_{pqr} el tiempo de viaje empleado en la ruta r que conecta el nodo origen p con el nodo destino que q. Asumimos que las rutas están ordenadas por volumen de circulación, por ello las rutas que presentan flujo cumplen:

$$c_{pqr1} = c_{pqr2} = c_{pqr3} = \dots = c_{pql}$$

y las rutas no empleadas para cada par origen-destino ($l+1, \dots$) tienen tiempos de viaje que son al menos iguales o superiores a las rutas anteriores .

$$c_{pqr1} = c_{pqr2} = c_{pqr3} = \dots = c_{pqr l} \leq c_{pqi} \quad \forall \quad i = l+1 ,$$

...

Sea R_{pq} el conjunto de índices para rutas no cíclicas entre un par $(p, q) \in C$, h_{pqr} el flujo que circula por la ruta r que conecta el par $(p, q) \in C$ y p_{pq} el tiempo de viaje en la ruta más corta . Las condiciones de equilibrio de usuario de Wardrop son equivalentes a:

$$h_{pqr} > 0 \Rightarrow c_{pqr} = p_{pq} \quad \forall \quad r \in R_{pq} \quad (1a)$$

$$h_{pqr} = 0 \Rightarrow c_{pqr} > p_{pq} \quad \forall \quad r \in R_{pq} \quad (1b)$$

Estas restricciones pueden ser resumidas como:

$$h_{pqr} (c_{pqr} - p_{pq}) = 0 \quad \forall \quad r \in R_{pq} , \quad \forall \quad (p, q) \in C \quad (2a)$$

$$(c_{pqr} - p_{pq}) \geq 0 \quad \forall \quad r \in R_{pq} , \quad \forall \quad (p, q) \in C \quad (2b)$$

$$\sum_{r \in R_{pq}} h_{pqr} = d_{pq} \quad \forall \quad (p, q) \in C \quad (2c)$$

$$h_{pqr} \geq 0 \quad \forall \quad r \in R_{pq} , \quad \forall \quad (p, q) \in C \quad (2d)$$

$$p_{pq} \geq 0 \quad \forall \quad (p, q) \in C \quad (2e)$$

donde (2a)-(2b) es una estructuración de (1), (2c) asegura la admisibilidad con respecto a la demanda prefijada y (2d) y (2e) aseguran la no negatividad del flujo en la ruta así como del correspondiente coste de viaje.

6.3.2. *Demanda variable.*

Normalmente el problema de asignación de tráfico se formula como un problema con demanda variable, donde los viajes entre un origen y un destino son modelados como funciones del menor coste de viaje entre el origen y el destino . La premisa básica detrás de tales modelos es que los viajeros tienen un número de posibles rutas que seleccionan según consideraciones económicas, tales como el coste del viaje .

En el supuesto de que la demanda sea elástica, la interpretación del problema de asignación del tráfico en términos económicos es más natural que con demanda fija. Si observamos la red de transporte como un mercado económico, la demanda corresponde a las necesidades de viajes. La oferta corresponde con la propia red o viario que se ofrece a los usuarios y que tiene un coste asociado al propio viaje. El equilibrio de mercado se alcanza cuando el número de viajes entre un par origen-destino es igual a la demanda de viajes a un coste determinado.

Para extender las condiciones de equilibrio de usuario para demanda elástica consideramos que la demanda viene determinada como función del coste mas bajo en una ruta, es decir:

$$d_{pq} = g_{pq}(p) \quad \forall (p,q) \in C$$

Las condiciones de Wardrop para demanda elástica se escriben :

$$h_{pqr} > 0 \Rightarrow c_{pqr} = p_{pq} \quad \forall r \in R_{pq} \quad (3a)$$

$$h_{pqr} = 0 \Rightarrow c_{pqr} \geq p_{pq} \quad \forall r \in R_{pq} \quad (3b)$$

$$d_{pq} > 0 \Rightarrow d_{pq} = g_{pq}(p) \quad \forall (p, q) \in C \quad (3c)$$

$$d_{pq} = 0 \Rightarrow g_{pq}(p) \leq 0 \quad \forall (p, q) \in C \quad (3d)$$

Las condiciones (3a)-(3b) corresponden a las condiciones de la demanda fijada expuesta en el (1). Las condiciones (3c) y (3d) establecen que la demanda de transporte en un par origen destino es igual al valor de la función de la demanda en la ruta de menor coste y que la demanda es cero si el coste de viaje es muy elevado.

6.4. Formulación matemática del modelo de equilibrio de usuario .

El modelo básico trata de representar el problema de asignación, de forma que el análisis y solución del mismo conduzca a una distribución de flujos que satisfaga las condiciones de equilibrio de Wardrop .

6.4.1. Demanda fija.

Las restricciones del modelo son las correspondientes al envío de flujo en una red urbana. Las restricciones se expresan en las siguientes ecuaciones con las siguientes consideraciones:

- La red está fuertemente conectada, es decir todo par origen-destino esta conectado por una ruta .

$$\forall (p, q) \in C \Rightarrow |R_{pq}| \geq 1$$

$|R_{pq}|$: número de rutas que existen entre los nodos p y q .

- La demanda d_{pq} es no negativa para cada par $\forall (p, q) \in C$
- La función que especifica el tiempo de viaje $t_a : \Re_+ \rightarrow \Re_{++}$ es positiva y continua para cada tramo $a \in A$.

El modelo básico queda :

$$\text{Min} \quad \sum_{a \in A} \int_0^{f_a} t_a(s) ds \quad (4a)$$

sujeto a :

$$\sum_{r \in R_{pq}} h_{pqr} = d_{pq} \quad \forall (p, q) \in C \quad (4b)$$

$$h_{pqr} \geq 0 \quad \forall r \in R_{pq}, \quad \forall (p, q) \in C \quad (4c)$$

$$\sum_{(p, q) \in C} \sum_{r \in R_{pq}} d_{pqra} h_{pqr} = f_a \quad \forall a \in A \quad (4d)$$

La ecuación (4a) correspondiente a la función objetivo donde intenta minimizar el tiempo total empleado por todos los viajeros en el desplazamiento sobre el viario. A continuación la ecuación (4b) establece que el número de viajes que se producen entre cada par origen-destino es la suma de los viajes realizados por cada una de las posibles rutas que conectan el origen con el destino, el grupo de ecuaciones (4c) corresponde a la no negatividad del flujo que recorre cada ruta, por último la ecuación (4d) implica que el número de viajes que circula por un tramo es la suma del número de vehículos que emplean todas las rutas que contiene el tramo especificado.

La mayoría de los autores representan el problema de asignación mediante caminos para todos los pares de zonas Origen-Destino. Las restricciones que describen la admisibilidad de los flujos quedan:

$$\sum_{r \in R_{pq}} h_{pqr} = d_{pq} \quad \forall (p,q) \in C$$

$$h_{pqr} \geq 0 \quad \forall r \in R_{pq}, \quad \forall (p,q) \in C$$

siendo h_{pqr} el flujo correspondiente al camino r que conecta los nodos p y q , la relación con las variables f_a , mediante la ecuación:

$$\sum_{(p,q) \in C} \sum_{r \in R_{pq}} d_{pqra} h_{pqr} = f_a \quad \forall a \in A$$

La función objetivo del problema de asignación debe permitir que la solución obtenida cumpla las condiciones de optimalidad y las condiciones de equilibrio de Wardrop .

6.4.2.- Demanda variable.

Frecuentemente, el problema de asignación de tráfico se formula como un problema con demanda variable, donde el número de viajes entre cada par origen - destino se presenta como función del coste de viaje entre el origen y el destino. La principal premisa del modelo es que los conductores tienen un número de posibles alternativas, de forma que la selección de una de ellas se ve motivada por consideraciones "socio-económicas". El coste mínimo del viaje es una medida del beneficio percibido por los viajeros y el incentivo para la realización de un viaje disminuye cuando aumenta la no utilidad del mismo. El modelo con demanda variable que satisface las condiciones de Wardrop es:

$$\text{Min} \quad \sum_{a \in A} \int_0^{f_a} t_a(s) ds - \sum_{pq} \int_0^{d_{pq}} g_{pq}^{-1}(s) ds \quad (5a)$$

sujeto a :

$$\sum_{r \in R_{pq}} h_{pqr} = d_{pq} \quad \forall (p,q) \in C \quad (5b)$$

$$h_{pqr} \geq 0 \quad \forall r \in R_{pq}, \quad \forall (p,q) \in C \quad (5c)$$

$$\sum_{(p,q) \in C} \sum_{r \in R_{pq}} d_{pqra} h_{pqr} = f_a \quad \forall a \in A \quad (5d)$$

$$d_{pq} \geq 0 \quad \forall (p,q) \in C \quad (5e)$$

6.5.Equivalencia del modelo de equilibrio .

La solución para el problema de asignación es equivalente a resolver un problema donde el área bajo la curva Volumen-Retraso es minimizada .Considérese el siguiente problema donde el número de viajes entre el par (p,q) es de 1000, el objetivo es minimizar el tiempo de viaje entre ambos:

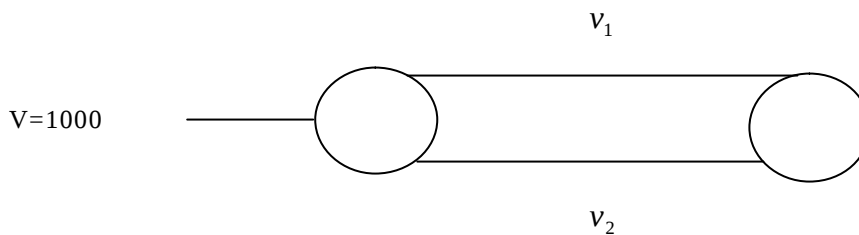


Figura 4.5.1 Ejemplo de admisibilidad

Las siguientes gráfica muestran las soluciones adminibles obtenidas para el ejemplo planteado anteriormente. El eje de abcisas muestra el número de vehículos que pueden circular por cada ruta, v_1 en la parte inferior y v_2 en la parte superior. La curva del interior representa el tiempo que tarda un vehículo en desplazarse entre ambos puntos. El objetivo del problema es minimizar el área situado por debajo de ambas gráficas.

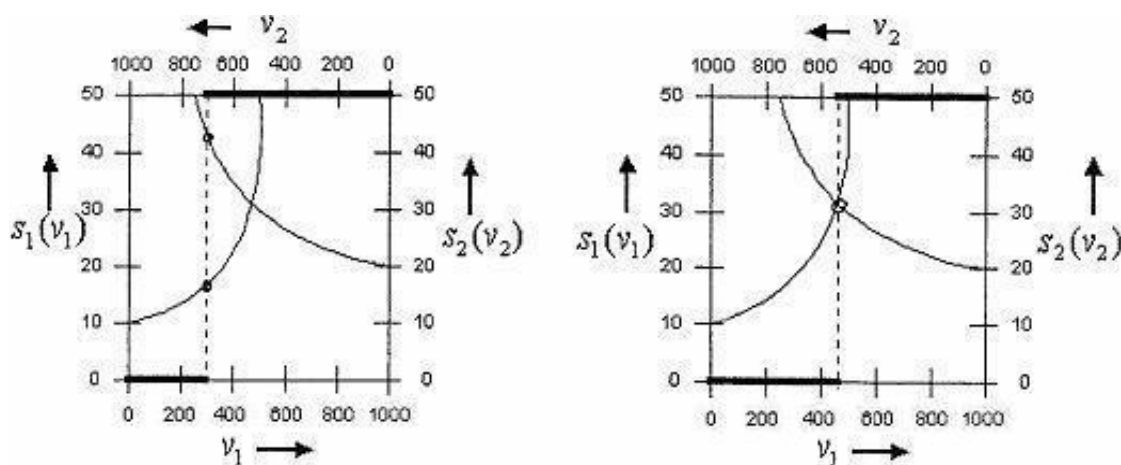


Figura 4.5.2 Ejemplo de admisibilidad. Soluciones

La gráfica de la izquierda muestra como la asignación de tráfico no es óptima ya que el área por debajo de las dos funciones es mayor que en la gráfica de la derecha . Existe un punto tal que el área es mínima .Este punto viene expresado por la intersección de las funciones de tiempo de cada ruta .

Se puede observar que para $v_1=450$ y $v_2=550$, en la gráfica derecha , los costes asociados a las dos rutas son iguales , cumpliéndose el principio de equilibrio .

En cambio si los flujos son diferentes de los de equilibrio , como por ejemplo $v_1=300$ y $v_2=700$ en la figura de la izquierda , los costes asociados a las dos rutas son diferentes , pues $S_1(300) < S_2(700)$, y el área debajo de las curvas Volumen-Retraso es mayor que en la figura derecha , que es la situación de equilibrio .

6.6. Algoritmos para la resolución de Modelos de Asignación.

6.6.1.- Introducción .

En este apartado revisaremos los algoritmos desarrollados para la resolución del modelo de asignación de tráfico. El problema de asignación pretende resolver el problema básico de programación no lineal descrito en el apartado anterior .

El primer algoritmo desarrollado para la resolución de modelos de asignación con demanda fija fue propuesto por Smock [1965]. El algoritmo desarrollado es equivalente al que actualmente conocemos como el método de las medias sucesivas.

Antes del desarrollo de los algoritmos de medias sucesivas, existían algoritmos basado en dualidad para resolver problemas no lineales de flujo en redes. Estos

algoritmos estaban disponibles años antes de que Beckmann formulara el modelo de asignación de tráfico.

A finales de 1960, comenzó a emplearse los algoritmos basado en dualidad para resolver los problemas de asignación de tráfico con las siguientes características:

- Restricción de red. Las principales restricciones de la asignación de tráfico vienen expresadas por la definición de la red .
- Restricciones independientes. Las restricciones del modelo básico de asignación definen un conjunto de pares ordenados de soluciones admisibles .
- Función objetivo no lineal y convexa. La función objetivo es no lineal, diferenciable y convexa .

6.6.2.- Método de asignación todo o nada.

Aunque no es un método de resolución del modelo de asignación, se emplea para obtener soluciones iniciales y como paso intermedio en otros algoritmos. El método es aceptable para redes de carreteras (los errores en las estimaciones de los conductores serán relativamente pequeños) .

El procedimiento está basado en calcular para cada par origen-destino (i,j) el camino más corto que los une, asignándole todo el volumen de tráfico que existe entre ambos nodos. El problema se reduce a encontrar el camino mínimo entre dos nodos .

Los dos costes que emplea son :

- Coste asignado al nodo
- Coste de recorrer el arco (i,j).

6.6.3. Método de las medias sucesivas . (MSA) .

El método de las medias sucesivas es un método convergente desarrollado para la resolución aproximada al modelo de asignación.

El procedimiento comienza con la obtención de una solución inicial (inicialización) que es (obtenida a partir del procedimiento de asignación "Todo o Nada" . El cuerpo del procedimiento se encarga de calcular y redistribuir sucesivamente (en cada iteración) el volumen de vehículos que circula por cada tramo. Para ello se obtiene un parámetro de ponderación que se decrementa conforme aumentan las iteraciones del algoritmo y empleado para actualizar los flujos de tráfico por los tramos .

De forma más precisa los pasos generales del método son:

1. Inicialización .

Se fija el número de iteraciones del algoritmo y se obtiene una solución inicial, v^0 , a partir del procedimiento de asignación "Todo o Nada". Para esta asignación mediante el método "Todo o Nada" el coste en los tramos del grafo se obtiene a partir de las funciones volumen retraso considerando un flujo de valor 0 . Por último se inicializa el contador de las iteraciones a 0.

2. Actualización coste de tramos.

El siguiente paso del algoritmo es la actualización de los nuevos costes en cada tramo al aumentar o disminuir el volumen de vehículos que circula por el tramo .

3. A continuación se obtiene una nueva solución, y^k , mediante una nueva asignación todo o nada con coste en arco igual a s^k .

4. Actualizar el parámetro que permita redistribuir los viajes Mediante la expresión :

$$l^k = \frac{1}{k+1}$$

5. Actualización de los flujos en tramos.

$$v^k = v^{k-1} + l^k (y^k - v^{k-1})$$

6. Comprobación del criterio de parada. Cada vez que se realiza una iteración se comprueba si el contador es igual al número de iteraciones en caso afirmativo se procede a la actualización de los resultados y finalización del procedimiento .

6.6.4. Método de Frank - Wolfe .

El método de Frank y Wolfe fue desarrollado inicialmente para resolver problemas cuadráticos convexos con restricciones lineales, pero es aplicable a cualquier problema de optimización cuya función objetivo sea pseudoconvexa y diferenciable .

A continuación se describe el algoritmo de Frank-Wolfe aplicado al problema de asignación :

- 1) Inicialización . Sea f^o una solución admisible para el problema de asignación,
LDB=0 , $e > 0$, y $k=0$.

LDB: Parámetro empleado para determinar si la mejora de la función objetivo entre dos iteraciones consecutivas es aceptable .

e : Parámetro empleado para comprobar el umbral de mejora aceptable .

k : Número de iteraciones realizadas .

2) Búsqueda de una dirección en la que mejora la solución actual. Sea

$$\bar{T}(f) = T(f^k) + \nabla T(f^k)^T (f - f^k)$$

Para encontrar la dirección de búsqueda resolvemos un subproblema de programación lineal, con el que se pretende obtener la dirección de búsqueda más pequeña.

$$\text{Min } \bar{T}(f)$$

sujeto a :

$$\sum_{r \in R_{pq}} h_{pqr} = d_{pq} \quad \forall (p, q) \in C$$

$$h_{pqr} \geq 0 \quad \forall r \in R_{pq}, \quad \forall (p, q) \in C$$

$$\sum_{(p, q) \in C} \sum_{r \in R_{pq}} d_{pqr} h_{pqr} = f_a \quad \forall a \in A$$

Sea y^k la solución del modelo , y $p^k = y^k - f^k$ la dirección de la búsqueda de la solución .

3) Comprobación de convergencia .

$$\text{Sea } LDB = \max \{LDB, T(y^k)\} . \text{ Si } \frac{T(f^k) - LDB}{LDB} < e ,$$

entonces finalizar el procedimiento con f^k solución aproximada. En otro caso continuar al siguiente paso.

- 4) Búsqueda del incremento a la nueva solución. Buscar el incremento, l_k , que resuelve el problema de una sola dimensión:

$$\min \{ T(f_k + lp^k) / 0 \leq l \leq 1 \}$$

- 5) Actualización .

$$f^{k+1} = f^k + lp^k$$

- 6) Comprobación de convergencia .

$$\text{Si } \frac{T(f^k) - LDB}{LDB} < e ,$$

entonces finalizar el procedimiento con f^{k+1} solución aproximada. En otro caso $k = k+1$ y volver al paso 1 .

La solución inicial f^0 puede ser obtenida mediante una asignación "Todo o nada" considerando que en todos los tramos se circula en flujo libre .

La resolución del problema de asignación mediante el algoritmo de Frank-Wolfe conlleva la resolución de una gran cantidad de problemas de ruta mínima, es decir, en el paso dos el procedimiento debe calcular el camino mínimo desde todos los nodos origen hacia todos los nodos destino . La mayor parte de los cálculos realizados en el algoritmo son efectuados en el procedimiento de obtención de ruta mínima (del orden del 90%). La importancia de seleccionar e implementar un algoritmo eficiente en la obtención de la ruta mínima es esencial .

El procedimiento comienza inicializando todos los valores de la matriz de asignación a 0, también el número de iteraciones, y los criterios de parada, número de iteraciones y parámetros de mejora de la función objetivo a continuación se inicia el proceso iterativo calculando la matriz, de distancias o coste .

La matriz de distancias contiene , para cada arco de la red, el tiempo ó coste que emplea un vehículo en el desplazamiento. Los arcos (o tramos) están caracterizados por una función Volumen-Retraso , continua, creciente y dependiente de factores como el número de carriles, tipo de calzada, etc, empleada para obtener el tiempo necesario en desplazarse por el tramo. El procedimiento se encarga de actualizar el tiempo empleado en cada tramo conocido el volumen de vehículos que circula por él, dato almacenado en 1 matriz de asignació_ usando la función Volumen-Retraso correspondiente.

Conocido el flujo de vehículos que circula por cada tramo podemos obtener el valor de la función objetivo y calcular la dirección de mejora que nos conduce a una nueva solución , mejor a la actual . El procedimiento de obtención de la dirección de mejora se realiza mediante una asignación "Todo o Nada “ a partir. del camino mínimo calculado previamente.

Los algoritmos eficientes para la obtención de una ruta mínima son los algoritmos de etiquetado, en especial se emplea el algoritmo de Dijkstra cuyo orden de computación es , $O(n \log m)$, donde n representa el número de nodos y m el número de aristas .

El método debe calcular los caminos mínimo entre cada par de zonas Origen-Destino y asignarle la matriz de viaje a la ruta que conecta dicho par .

Una vez obtenida la dirección de mejora de la función objetivo se obtiene el factor de ponderación que permite redistribuir los flujos en el viario. El factor de ponderación toma valores entre 0 y 1; ya que especifica que porcentaje de demanda se redistribuye . En la primera iteración del algoritmo el factor de ponderación toma como valor la unidad siendo equivalente a la asignación todo o nada.

Por último el algoritmo se encarga de la actualización de la matriz de Asignación, que recoge el volumen de vehículos que circula por cada tramo. La nueva matriz de asignación es una redistribución de flujos de la matriz anterior .

$$M_{asig}(i, j) = M_{asig}(i, j) + l \left(Y_K - M_{asig}(i, j) \right)$$

Al final se comprueban las condiciones de salida del procedimiento. Entre las posibles causas de salida encontramos :

- El número de iteraciones realizadas. El usuario especifica el número máximo de iteraciones que el procedimiento debe realizar.
- El factor de ponderación toma valor 0, por lo que no existe una redistribución de flujos. Se empeoraría la solución actual .
- La función objetivo mejora muy poco con respecto a la iteración anterior.