

PONTIFICIA UNIVERSIDAD CATÓLICA DEL PERÚ
ESCUELA DE POSGRADO



**APLICACIÓN DE LA TEORÍA DE GRAFOS EN EL DISEÑO DE RUTAS DE
TRANSPORTE DESDE LAS ZONAS DE PRODUCCIÓN AGRÍCOLA
HASTA LA PLANTA DE PROCESAMIENTO**

Tesis para optar el grado de Magister en Ingeniería Industrial con mención
en Gestión de Operaciones

FEDERICO ARIAS RAFAEL

Dirigido por

JONATÁN EDWARD ROJAS POLO

San Miguel, 2017

DEDICATORIA



*Este trabajo va en la memoria de Gregorio Arias
mi padre (q.e.p.d.) hombre que forjó el
pensamiento hecho realidad y que hizo que la
sabiduría era la herramienta de la vida.*

AGRADECIMIENTOS

Quiero agradecer a mi Madre por su apoyo invaluable en todo mí existir, apoyo incondicional que es difícil comparar.

Agradecer también a los asesores, Miguel Mejia y Jonatan Rojas por sus asesoramientos en el desarrollo y culminación de la presente tesis.

Un agradecimiento a Augusto Fernandini por permitir el acceso a la empresa donde se desarrolló el presente trabajo.

Agradecimiento especial a Alessandro Gilardino Arias y Renzo ..., quienes me apoyaron incondicionalmente la parte final del presente trabajo.



RESUMEN

El presente trabajo presenta una aplicación de la teoría de grafos en la optimización del sistema de transporte y la reducción de costos en la operación logística de acopio de jalapeños en una empresa agroindustrial. AIMSA opera en la sierra y selva central del Perú, en el 2013 y 2014 ha logrado un crecimiento de 20% de crecimiento en ventas de los cuales el jalapeño representa el 50%. Uno de los problemas que se ha identificado es que el acopio de los jalapeños para trasladarse hasta la planta de procesamiento afronta tres problemas principales: el primero que las llegadas no son en horarios regulares, existiendo retrasos de hasta dos días en el cumplimiento del programa semanal, el segundo es que se usaba unidades de transporte sin medir la capacidad contrastado con la cantidad de jalapeño cosechado por el operador productivo (agricultor) y tercero que el recorrido por cada operador productivo no estaba establecido. Partiendo del programa semanal de cosecha se ha agrupado en “clusters” esto nos ha permitido asignar la unidad de transporte con capacidades de acuerdo a los Kg, de cosechas, el procedimiento se ajusta “agrupar primero y rutear después”, luego hicimos el ruteo con la ayuda de Grafos v 1.2.3 teniendo como restricciones la capacidad del vehículo y la oferta de materia prima de cada operador productivo, cabe resaltar que esto cambia de semana en semana de acuerdo a los “clusters” formados, finalmente se realizó el programa de la flota de vehículos. Los resultados obtenidos fueron: 144 rutas con un recorrido total de 5,838 Km. se han acopiado 1,365,379 Kg de Jalapeño utilizando una capacidad de flota de 1,480,595 Kg, con un costo unitario de transporte de S/. 0.159 cada Kg. Finalmente, para validar el método de dos fases realizamos la programación lineal entera y lo corrimos en AMPL encontrando oportunidades aun por mejorar tanto en recorrido y en costos.

ÍNDICE GENERAL

1. MARCO TEORICO	7
1.1 TEORIA DE GRAFOS	7
1.1.1 Breve historia de la teoría de grafos	7
1.1.2 Conceptos fundamentales de los Grafos	9
a. Representación de los Grafos	9
b. Subgrafo	10
c. Aristas dirigidas y no dirigidas	10
d. Ciclos hamiltonianos	11
1.1.3 Modelización en redes de transporte	11
1.2 EL RUTEO DE VEHÍCULOS	13
1.2.1 Características de los problemas de ruteo de vehículos	13
a. Los Clientes	13
b. Los Depósitos	14
c. Los Vehículos	14
1.2.2 Entorno del problema de enrutamiento de vehículo	14
1.2.3 Problema del agente Viajero TSP	15
a. Complejidad del TSP y aproximaciones	17
b. m-TSP, el problema de “m” agentes viajeros	18
1.2.4 Variantes del problema de ruteo de vehículo	19
a. El Problema con Capacidades (VRP o CVRP)	19
b. Problema de ruteo de vehículos con capacidad limitada y flota homogénea (CVRP-HF)	20
c. VRP con ventanas de tiempo (VRPTW)	21
1.3 Heurísticas para el VRP	21
1.3.1 Heurísticas Constructivas	22
a. El algoritmo de Clarke y Wright	22
b. Heurísticas de Inserción	23
1.3.2 Heurística de dos fases, Asignar Primero - Rutear Después	24
a. Heurística de Barrido o Sweep	24
b. Heurística de Asignación Generalizada de Fisher y Jaikumar	25
1.3.3 Heurística de dos fases, Rutear Primero - Asignar Después	25
1.3.4 Heurística de mejora iterativa - Procedimientos de Búsqueda Local	26
a. Operadores de Van Breedam	27

2.	ESTUDIO DE CASO.....	28
2.1	Un nuevo modelo macroscópico integral para problemas de enrutamiento de vehículos dependientes del tiempo con gráficos multi-alternativos para reducir el combustible	28
2.2	Un algoritmo constructivo de 2 fases para problemas acumulativos de enrutamiento de vehículos con duración limitada	29
2.3	Optimización de las emisiones de combustibles en el problema de rutas de vehículos con velocidades variables en el tiempo	30
3.	DESCRIPCIÓN, ANÁLISIS Y DIAGNÓSTICO DE LA ORGANIZACIÓN	32
3.1.1	Productos	32
a.	Conservas de Fondos de Alcachofa.....	32
b.	Conservas de Corazones de alcachofa.....	32
c.	Canoas de Jalapeño encurtido.....	33
3.1.2	Mercados y clientes.....	33
a.	General Mills	33
b.	McCain.....	33
3.2	El abastecimiento de materia prima	34
3.2.1	Regiones de abastecimiento.....	34
3.2.2	Organización de los agricultores.....	35
3.2.3	Abastecimiento a la planta de procesamiento.....	36
3.3	Diagnóstico de la planificación y el abastecimiento de jalapeño	39
3.3.1	Análisis de la información – recolección de datos.....	39
3.3.2	La programación actual de los vehículos de transporte	41
3.3.3	Efectos del sistema de programación actual.....	43
4.	METODOLOGIA DE LA PROPUESTA DE MEJORA	46
4.1	Datos de Análisis.....	46
4.1.1	Fuente de abastecimiento.....	46
4.1.2	Capacidad de oferta de Jalapeños.	49
4.1.3	Flota de vehículos	49
4.1.4	Software de Aplicación. “Grafos – v. 1.2.3.”.....	49
a.	¿Qué es Grafos – v. 1.2.3?.....	50
b.	Algoritmos que se pueden resolver en “Grafos – v.1.2.3.”.....	50
c.	Secuencia de pasos del uso del algoritmo (CVRP) en Grafos – v.1.2.3. 51	
4.2	Diseño de rutas	53
4.2.1	Algoritmo asignar primero - rutear después	54

a.	Formación del Cluster	54
b.	Selección de Los vehículos	55
c.	Ruteo de Vehículos	56
4.2.2	Las rutas como resultado de la Aplicación del algoritmo (CVRP) en Grafos – v.1.2.3	57
4.2.3	Validación del algoritmo de dos fases con Programación lineal entera y corrido en AMPL	57
5.	EVALUACIÓN DE RESULTADOS	60
5.1	Resultado en número de rutas	60
5.2	Resultados en distancia recorrida	64
5.3	Resultado del porcentaje de utilización de las capacidades de los vehículos	65
5.5	Validación del Método de Dos Fases con el modelo matemático y corrido en AMPL	72
5.6	Planificación de la Flota de Vehículos	76
6.	CONCLUSIONES y RECOMENDACIONES	78
7.	REFERENCIAS BIBLIOGRÁFICAS	79

INDICE DE TABLAS

Tabla 3.1. Productos identificados con potencial agroexportador.....	34
Tabla 3.2. Organización de las Hectáreas de sembrío de Materia Prima Jalapeño.	36
Tabla 3.3. Extracto de datos de la recepción de Jalapeños campañas anteriores ..	43
Tabla 4.1. Lista de operadores productivos y su ubicación	46
Tabla 4.2. Programa semanal de cosecha (Kg de M.P) de cada operador productivo (semanas del 27 al 52)	47
Tabla 4.3. Disponibilidad de Vehículos, Capacidad y Costo	49
Tabla 4.4. Matriz de distancias factibles entre los Nodos.....	54
Tabla 4.5 Agrupación de la flota de vehículos según el costo fijo	58
Tabla 5.1. Número de rutas en cada “Cluster”	60
Tabla 5.2. Resultado de las rutas para cada semana y cada Cluster	63
Tabla 5.3. Distancia recorrida por los vehículos en cada Cluster	64
Tabla 5.4. Volumen en Kg acopiado por cada Nodo	66
Tabla 5.5. Capacidad en kilogramos de los vehículos en cada Cluster	67
Tabla 5.6. Porcentaje de utilización de las capacidades de vehículos asignados ...	68
Tabla 5.7. Costos en (S/.) de la Flota de vehículos por cada Semana	69
Tabla 5.8. Resultados de los costos unitarios por Kg.....	70
Tabla 5.9. Volumen de Jalapeños y costos de Transporte de campaña	71
Tabla 5.10. Comparación de número de rutas	73
Tabla 5.11. Comparación de distancia recorrida	74
Tabla 5.12. Comparación de Costos Globales expresados en Soles	75
Tabla 5.13. Comparación de costos unitarios expresados en Soles/Kg	76
Tabla 5.14. Planificación del uso de los Vehículos.....	77

INDICE DE FIGURAS

Figura 1.1. Diagrama de un grafo con 6 vértices y 7 aristas.....	7
Figura 1.2. Puentes de Königsberg. Fuente: Maquin (2003)	8
Figura 1.3. Grafo asociado al puente de Königsberg	8
Figura 1.4. Matriz de incidencia y de adyacencia de G	9
Figura 1.5. G2 es un subgrafo de G.....	10
Figura 1.6. Grafos orientados	10
Figura 1.7. Ejemplo de un camino Hamiltoniano	11
Figura 1.8. Clasificación de los problemas NP.....	15
Figura 1.9. Solución formada por 2 sub tours	16
Figura 1.10. Dos rutas antes y después de ser unidas.....	23
Figura 1.11. Selección del vértice a insertar	24
Figura 1.12. Solución obtenida mediante el algoritmo de barrido	25
Figura 1.13. Ejemplo del algoritmo rutear primero y asignar después.	26
Figura 1.14. Ejemplo de operadores de Van Breedam.....	27
Figura 3.1. Frecuencia de suministro agrícola de Jalapeños.....	35
Figura 3.2. Grafo que representa la ubicación de los operadores productivos (OP) en la sub zona de Zotani.....	37
Figura 3.3. Ubicación de los OP en la Sub zona de Ipoky.....	38
Figura 3.4. Ubicación de las parcelas de los agricultores.....	40
Figura 3.5. Grafo de Pichanaky (Zotani e Ipoki).....	42
Figura 3.6. Ruta del vehículo de 10 TM	44
Figura 4.1. Algoritmo utilizado del software “Grafos v.1.3.5”	52
Figura 4.2. Ventana para la gestión de datos VRP-XML	53
Figura 4.3. Grafo con los cluster formados.	56
Figura 5.1. Grafo solución con las rutas para la sema 28	61
Figura 5.2. Grafo solución con las rutas para la sema 33	62
Figura 5.3. Grafo solución con las rutas para la sema 40 - cluster 4	63

1. MARCO TEORICO

En este capítulo desarrollaremos los aspectos conceptuales de la teoría de grafos y su modelización en las redes de transporte, de la misma manera el ruteo de vehículos y su representación matemática y finalmente las heurísticas de los problemas de ruteo de vehículos.

1.1 TEORIA DE GRAFOS

La “teoría de grafos” estudia a los grafos y sus propiedades para ser entendidos matemáticamente y computacionalmente. La Figura 1.1 muestra un grafo cuyos vértices están representados por los puntos y estas a la vez están conectadas por líneas que son las aristas.

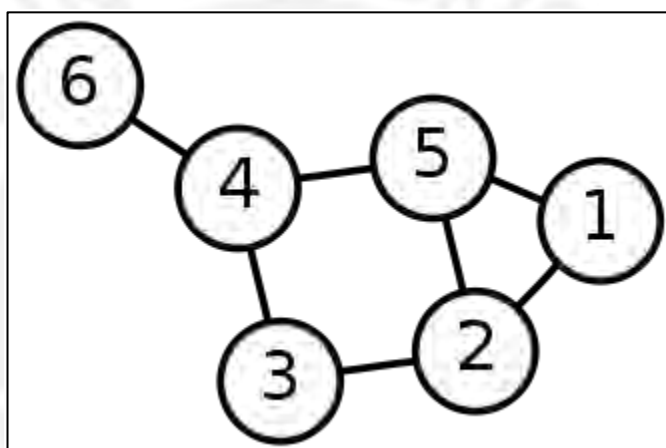


Figura 1.1. Diagrama de un grafo con 6 vértices y 7 aristas.

Fuente: Aza Toth (2007)

1.1.1 Breve historia de la teoría de grafos

Maquin (2003) nos dice que, todo el mundo está de acuerdo en considerar que la teoría de grafos, nació en 1736 con la comunicación de Euler (1707-1783) en el que propuso una solución al problema de los famosos puentes de Königsberg. El problema planteado fue el siguiente. Dos islas A y D en el río Pregel Königsberg (entonces capital de la Prusia Oriental, actualmente Kaliningrado) estaban vinculados entre sí y las costas B y C con siete puentes (designado por letras minúsculas) como se muestra en la Figura 1.2.

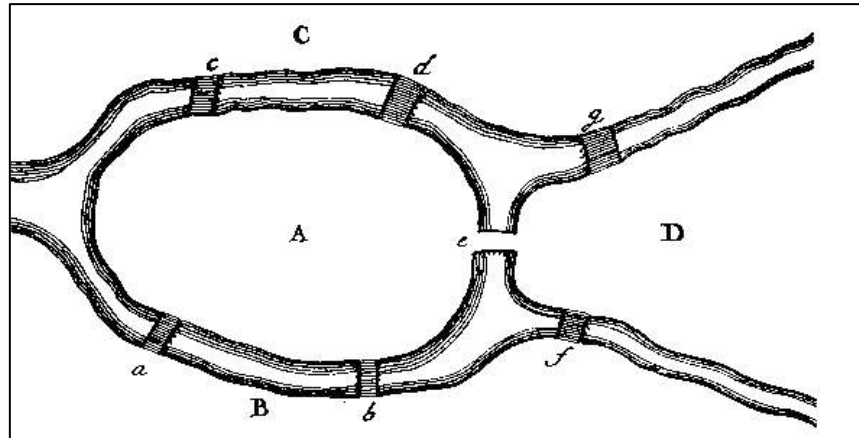


Figura 1.2. Puentes de Königsberg.

Fuente: Maquin (2003)

El problema planteado era, desde cualquiera de las zonas A, B, C o D, cruzar cada puente una sola vez y volver a su punto de partida (sin cruzar el río a nado). Euler represento esta situación utilizando un "dibujo" o vértices que representan las islas y riveras y en las líneas representan a los puentes, como se muestra en la Figura 1.3.

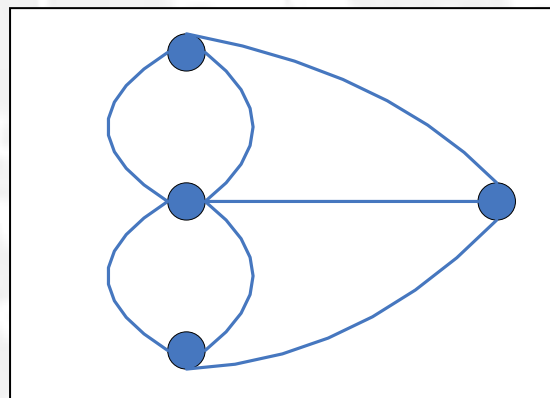


Figura 1.3. Grafo asociado al puente de Königsberg

Fuente: Maquin (2003)

Como se verá posteriormente, Euler demostró que este problema no tiene solución. El problema de los puentes Königsberg es idéntico a la que consiste en un dibujo de una figura geométrica sin levantar el lápiz y sin tener que pasar varias veces a la misma línea.

Por el año de 1845 se publicó las leyes de Kirchhof, cuya ley sirve para el cálculo de los voltios y amperios en un circuito eléctrico. Francis Guthrie en el año de 1852 propuso el problema de los cuatro colores, consistía en que si

era posible pintar un mapa de tal forma que los países colindantes no tengan el mismo color. El problema no tuvo una solución hasta el siguiente siglo, donde se considera que nace la “teoría de grafos” pues se usaron conceptos fundamentales de los grafos, (Maquin 2003 y Dieter 2007)

1.1.2 Conceptos fundamentales de los Grafos

Un grafo puede definirse por la siguiente expresión: $G = (V, E)$, donde V denota a las vértices o nodos y E denota los pares no ordenados de los vértices que son los lados y representados por $\{x,y\}$. Los números de vértices y número de aristas son denotados por $^{\circ}(G)$ y ${}''(G)$ respectivamente, (Maquin 2003 y Dieter 2007).

A continuación daremos algunas precisiones sobre la representación, definiremos lo que es un “sub grafo”, hablaremos sobre aristas dirigidas y no dirigidas y finalmente sobre ciclos hamiltonianos.

a. Representación de los Grafos

Dada la expresión de un grafo: $G = (V, E)$, lo que nos indica que tiene v vértices y ε aristas, por lo tanto le concierne una matriz $v \times \varepsilon$ llamada “matriz de incidencia” de G . Ahora denotaremos a los vértices de G por v_1, v_2, \dots, v_v y a las aristas por $e_1, e_2, \dots, e_{\varepsilon}$. En consecuencia la “matriz de incidencia” de G es la matriz $M(G) = [m_{ij}]$ donde m_{ij} es el número de frecuencia que la arista e_j incurre en el vértice v_i ; (Chacón 2005)

Otra matriz que se asocia a G es la “matriz de adyacencia”, es una matriz de tipo $v \times v$ $A(G)[a_{ij}]$, donde a_{ij} es el número de aristas que se dirige de v_i hasta v_j . La figura 1.4 nos muestra un ejemplo un grafo con sus respectivas matrices de Incidencia y adyacencia, (Chacón 2005).

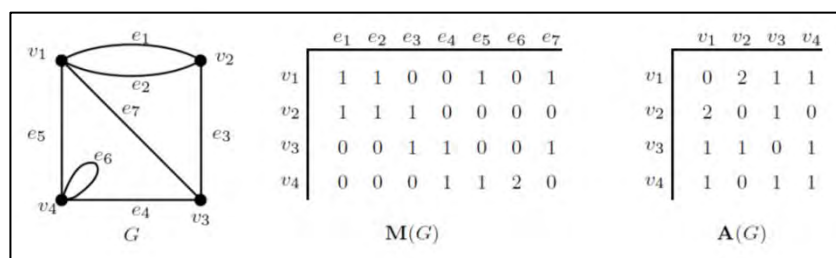


Figura 1.4. Matriz de incidencia y de adyacencia de G

Fuente: Chacón 2005

b. Subgrafo

Chacón (2005) define de la siguiente manera: Si tenemos dos grafos $G = (V, E)$ y $G_2 = (W, F)$ tal que $W \subseteq V$ y $F \subseteq E$ afirmamos que G_2 es un subgrafo de G . En la Figura 1.5 podemos observar un ejemplo.

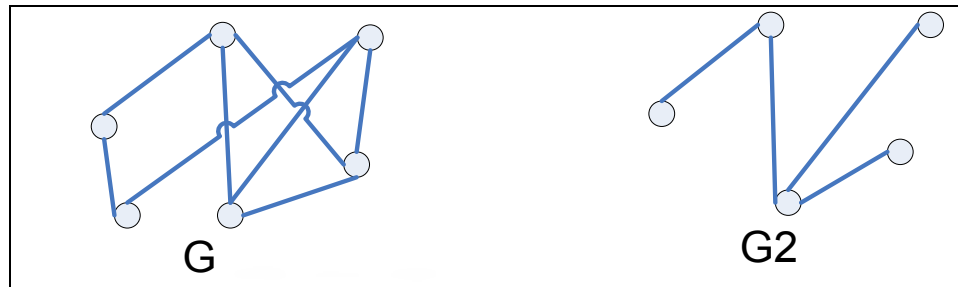


Figura 1.5. G_2 es un subgrafo de G

Fuente: Habilbakhat (2009)

c. Aristas dirigidas y no dirigidas

Dieter (2007) nos dice, para muchas aplicaciones - especialmente para los problemas relativos al tráfico y transporte - es útil dar una dirección a las aristas de un grafo, por ejemplo, para asignar una calle de una sola vía en un mapa de la ciudad. Formalmente, un grafo dirigido o, para abreviar, un dígrafo es un par $G = (V, E)$ que consiste en un conjunto finito V y un conjunto E de pares ordenados (a, b) , donde $a \neq b$ son elementos de V , los grafos con aristas dirigidas se denominan grafos orientados, como el siguiente: Figura 1.6.

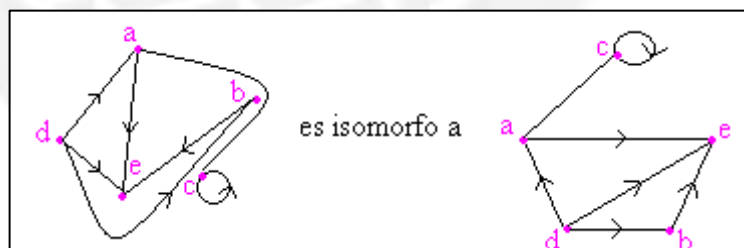


Figura 1.6. Grafos orientados

Fuente: Schmidtke (2003)

Si las aristas no tienen orientación se consideran en doble dirección para efectos prácticos. Si los dos extremos de la arista son iguales, entonces se da un “bucle” consideraremos el grado positivo o negativo de un vértice, para determinar la cantidad de aristas que ingresan o salen en

un mismo vértice, para grafos no orientados, el grado es más sencillo, pues es el cantidad de aristas que inciden en el vértice

d. Ciclos hamiltonianos

Un ciclo hamiltoniano es una serie de aristas contiguas de tal forma que nunca se recorre la misma arista dos veces y que todo los vértices son visitados una sola vez a excepción del vértice inicio.

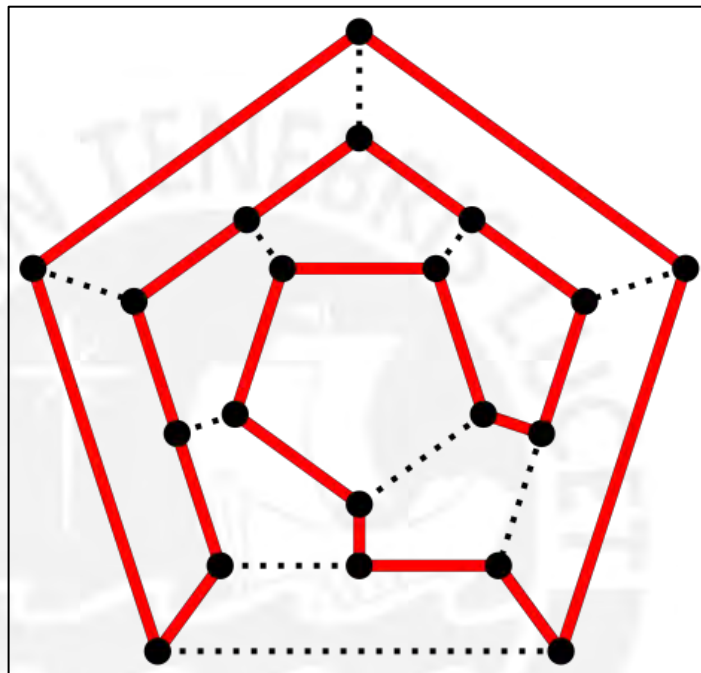


Figura 1.7. Ejemplo de un camino Hamiltoniano

Fuente: Sommer (2007)

Chacon (2005) nos dice lo siguiente: Una ruta sencilla que es recorrido cada vértice del “grafo” G se llama ciclo Hamiltoniano de G . Tales ciclos son llamados así luego que Hamilton (1856) dibujó un juego matemático sobre el dodecaedro donde se coloca cinco alfileres en los cinco vértices de forma consecutiva y el juego consistía en completar una ruta simple para completar el ciclo. La figura 1.7 es un ejemplo de un camino Hamiltoniano.

1.1.3 Modelización en redes de transporte

Con la teoría de “grafos” es posible hoy en día modelar situaciones reales de aplicación para solucionar problemas de reparto y acopio, en nuestro caso

vamos a utilizar para reducir tiempos y recorridos en el acopio de materia prima desde las zonas de producción y ser transportados a la planta de procesamiento, utilizaremos dibujos computacionales y cálculos matemáticos para encontrar la solución más factible que no permita ahorrar dinero.

Utilizando un “grafo” orientado, es posible mostrar en una red de transporte la circulación del flujo. En ciertas realidades es importante el tráfico máximo que circula en una red desde los nodos origen hacia los nodos destino, porque las aristas tienen una capacidad limitada al tráfico. Por otro lado es pertinente observar en un “grafo” de red de transporte uno o más nodos origen y uno o más nodos destino y si estos no son nulos, entonces son los nodos de trasbordo, (Pacheco 2003).

Pacheco (2003) menciona que, dada la siguiente red de transporte $X = (G, s, t, c)$ es un “dígrafo” del tipo $G = (V, A)$ cuyos vértices identificados son, s y t , y la función c de capacidad que da a cada arco $a = (u, v) \in A(G)$ un número absoluto entero $c(a) = c(u, v)$ el cual es la capacidad del arco a .

Si tenemos una red de transporte X , la función $\Phi: A \rightarrow Z$ que satisface las siguientes condiciones:

$$0 \leq \Phi(a) = \Phi(u, v) \leq c(a) \quad \text{para cada } a = (u, v) \in A(G)$$

$$\text{y } \sum_{v \in \Gamma^+(u)} \Phi(u, v) = \sum_{v \in \Gamma^-(u)} \Phi(v, u) \quad \text{para cada } u \in V(G) - \{s, t\}$$

se denomina un flujo en X , también podemos decir que $\Phi(a)$ es el flujo que pasa por el arco a .

La primera condición limita la capacidad del arco que atraviesa por el.

Es posible incluir las ideas de flujo neto que sale de u , así:

$$\sum_{v \in \Gamma^+(u)} \Phi(u, v) - \sum_{v \in \Gamma^-(u)} \Phi(v, u)$$

y, similarmente el flujo neto que entra a u , así:

$$\sum_{v \in \Gamma^-(u)} \Phi(v, u) - \sum_{v \in \Gamma^+(u)} \Phi(u, v)$$

La segunda condición muestra que el flujo neto que sale o entra a cada vértice u diferente de s y t tiene un valor de cero.

El valor del flujo denotado por, $val(\Phi)$, está definido por la siguiente expresión:

$$val(\Phi) = \sum_{v \in \Gamma^+(s)} \Phi(s, v) - \sum_{v \in \Gamma^-(s)} \Phi(v, s) = \sum_{v \in \Gamma^-(t)} \Phi(v, t) - \sum_{v \in \Gamma^+(t)} \Phi(t, v)$$

y concierne al flujo neto que sale del vértice s . Por lo tanto, el valor del flujo es similar el flujo neto que sale de t .

1.2 EL RUTEO DE VEHÍCULOS

Los problemas de diseño de rutas de vehículos (VRP) abarca varios tipos de problemas reales, en el cual se tiene varias rutas para una serie de vehículos que a la vez deben atender determinados clientes distribuidos geográficamente partiendo de uno o varios depósitos. Los clientes tienen una demanda que debe ser atendida al valor mínimo de todos los costos involucrados. El (VRP) representan problemas que son clasificados como NP completo, y es por esta razón que se utiliza métodos de aproximación para conseguir soluciones factibles en tiempos computacionales razonables, los problemas de ruteo de vehículos son cotidianos y son usados en el área de transporte y distribución logística, lo cual implica costos asociados al producto que pueden ser planificados utilizando el (VRP) encontrando ahorros de hasta el 5 o 20%, (Berneo y Calderon, 20019; Dantzig y Ramser, 1959; Garey y Johnson, 2003)

1.2.1 Características de los problemas de ruteo de vehículos

La característica principal consiste en, si tenemos una cantidad determinada de clientes y almacenes distribuidos geográficamente y una flota de vehículos, el objetivo es encontrar las rutas donde los vehículos visiten a los clientes al menor costo y que inicien y finalicen en los depósitos. Las variantes a este tipo de problemas se dan justamente por las restricciones que pueden haber entre los vehículos, clientes, depósitos u operacionales (Olivera 2004).

En el presente trabajo los clientes son reemplazados por los agricultores y los depósitos son reemplazados por la planta de producción, convirtiéndose así en un problema de acopio

a. Los Clientes

Los clientes son aquellos que deben ser visitados por los vehículos para satisfacer su demanda, hay casos en que la demanda total no puede ser cubierta por un solo vehículo en una misma ruta. Similar caso ocurre cuando los clientes son proveedores, en este caso la mercadería es transportada hacia el depósito, también puede ocurrir un intermedio

entre las rutas donde tanto clientes y depósitos pueden ser visitados uno antes que lo otro, (Olivera 2004).

b. Los Depósitos

La mercadería debe ser distribuido por los vehículos desde los depósito, entendiéndose que es donde se almacenan los productos y es usual que inicien y terminen ahí; sin embargo, es probable que el viaje termine en el domicilio del chofer, (Olivera 2004).

c. Los Vehículos

Los vehículos particularmente tienen varias capacidades determinados en volumen o peso, por lo que la capacidad dependerá de la cantidad y tipo de mercadería. Es usual que los vehículos tengan dos tipos de costo, un costo fijo y otro variable, y es este último que debe optimizarse en función del recorrido, (Olivera 2004).

Hay ciertas particularidades como en nuestro caso que los vehículo visitarán uno más clientes dentro de una misma ruta, además que un vehículo podrá hacer más de una ruta.

1.2.2 Entorno del problema de enrutamiento de vehículo

La “optimización” y la “teoría de la complejidad” se encuentran incluidas en el entorno de los problemas VRP.

La “optimización” se encarga de modelar y encontrar una solución siguiendo un algoritmo del problema donde se trata de maximizar o minimizar una función objetivo evaluando varias variables asociadas a sus restricciones, (Papadimitriou y Steiglitz, 1998) (Ausiello y otros, 1999). Su aplicación es muy amplia en las redes de todo tipo de transporte, sea aéreo, marítimo o terrestre y hasta en la distribución de redes eléctricas y de comunicación.

La “teoría de la complejidad” contempla lo que se requiere en recursos cuando se calcula en computación la solución de un problema. Estos recursos requerido son: el tiempo, que es el número de iteraciones de un algoritmo para buscar una solución, el espacio, que es la cantidad de memoria necesaria para encontrar una solución. En función a estos recursos la “teoría de la complejidad” clasifica a los problemas como: problemas P (polinomial), NP (Non-deterministic polinomial), NP completo, NP duro, (Garey y Johnson, 2003)

Los algoritmos polinómicos pueden resolver problemas Clase P, y los algoritmos no deterministas pueden resolver problemas Clase NP en tiempo polinómicos. Si un problema está dentro de esta clasificación y se puede resolver en tiempo polinómico entonces es un NP completo y finalmente si un NP completo está dentro de esta clasificación y se resuelve en tiempo polinómico entonces es un NP duro, (Ocotlan y Cruz 2005). La representación gráfica la podemos observar en la Figura 1.8.

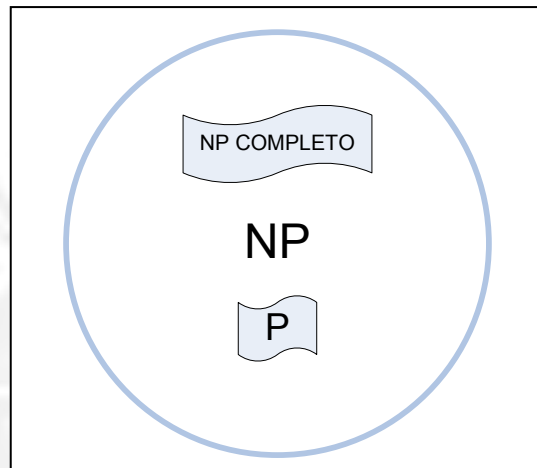


Figura 1.8. Clasificación de los problemas NP.

Fuente: Ocotlan y Cruz (2005)

El problema del transporte VRP se clasifica como un problema NP completo debido a que para encontrar una solución óptima el tiempo y espacio crece exponencialmente con la complejidad y tamaño del problema (Ocotlan y Cruz 2005).

Esto lo hemos evidenciado en nuestra investigación, dado que cuando resolvimos el TSP luego de realizado los “cluster” por semana, el tiempo se incrementaba cuando incrementábamos el número de agricultores, probamos una solución factible agrupando dos o más semanas y el modelo no era capaz de darnos una solución factible.

1.2.3 Problema del agente Viajero TSP

A partir del TSP se pueden formular problemas mucho más complejos pero prácticos y los cuales pueden ser, el ruteo de vehículos y la asignación de tareas que dependen del tiempo. En este particular caso, con un mínimo costo todos los clientes deben ser visitados utilizando solo un vehículo. Si hubiera depósitos, estos no se distinguen de los clientes, otra particularidad es que no

hay demanda asociada y tampoco restricción de tiempo, (Daza, Montoya y Narducci, 2009).

El TSP según (Clarke y Wright, 1964) en matemáticas se formularía usando programación lineal entera, el cual mostramos a continuación:

$$\min \sum_{(i,j) \in E} c_{ij} x_{ij} \quad (1.1)$$

$$\text{s.a.} \quad \sum_{j \in \Delta^+(i)} x_{ij} = 1 \quad \forall i \in V \quad (1.2)$$

$$\sum_{i \in \Delta^-(j)} x_{ij} = 1 \quad \forall j \in V \quad (1.3)$$

$$\sum_{i \in S, j \in \Delta^+(i) \setminus S} x_{ij} \geq 1 \quad \forall S \subset V \quad (1.4)$$

$$x_{ij} \in \{0,1\} \quad \forall (i,j) \in E$$

La fórmula matemática fue propuesta por Dantzig, Fulkerson y Johnson (1954). En el cual las variables binarias x_{ij} señalan si el arco (i, j) es parte de la solución. La función objetivo (1.1) representa el costo total que es la suma de los costos de los arcos que son parte de la solución. Las restricciones 1.2 y 1.3 indican que la ruta debe ingresar y salir del nodo una sola vez. Finalmente, las restricciones 1.4 son las de eliminación de sub-tours y advierten que todo subconjunto de nodos S debe ser abandonado al menos una vez. Se debe tener en cuenta que si no se impusieran estas restricciones la solución podría tener más de un ciclo, como se muestra en la Figura 1.9.

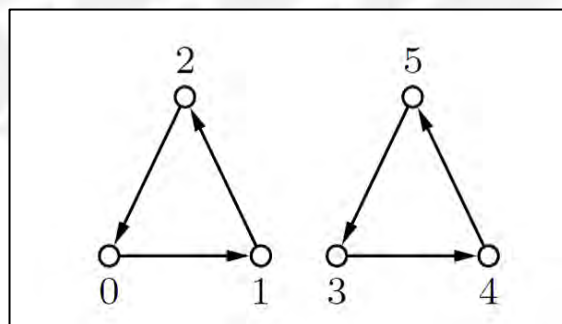


Figura 1.9. Solución formada por 2 sub tours

Fuente: Olivera (2004)

a. Complejidad del TSP y aproximaciones

El problema de ruteo de vehículos (VRP) más simple es el TSP, y partimos de ahí para hacer más generalizaciones del VRP; sin embargo, éstos son una clase de problemas NP, porque para hacer una verificación de una secuencia cualquiera se haría en un tiempo polinomial. También puede considerarse el tipo NP-completo por que cumple con la particularidad de un ciclo “Hamiltoniano”, dado un grafo G, si es posible encontrar una sola ruta pasando por todo los Nodos de G una sola vez (Garey y Johnson, 1979).

A medida que aumentemos el número de destino o ciudades, el tiempo que se requiere para resolver un TSP se incrementa. En términos generales es una función de tipo factorial así: $(n - 1)!/2$, esto nos indica que hay $(n - 1)$ posibilidades en ser visitado el destino 1, $(n - 2)$ el destino 2 y así sucesivamente. Se divide entre 2 por que cada destino puede ser de ida y vuelta y cada uno con la misma distancia (Hillier y Lieberman, 2001).

Como es tratado en este trabajo, al hacer la comparación de nuestra propuesta de dos fases con programación entera y corrida en AMPL, esto concuerda con lo que dice Nilsson, 2003, la solución óptima se puede encontrar en tiempo razonable. Pero para grandes instancias no podemos encontrar algoritmos que nos den soluciones optimas en tiempos polinómicos, los algoritmos aumentan de manera exponencial. Podemos reducir el crecimiento polinómico estableciendo circuitos más cercanos, y eso es lo que se hizo en nuestra investigación formando clusters, el mismo que describimos en la sección 4.2.1 del presente trabajo. Hay dos formas de obtener el tamaño óptimo de una instancia para el TSP: encontrar la longitud de recorrido resolviendo el TSP óptimamente y calculando la cota inferior de Held-Karp (HKLB) que nos da el límite inferior para la solución óptima. Esta cota inferior es la norma que se juzga en el rendimiento de un algoritmo de aproximación para el problema (Nilsson, 2003). Además, la HKLB en estos tiempos es la solución a la relajación a la programación lineal entera en la cual está formulado el TSP. La solución puede encontrarse en el tiempo polinómico usando el método simplex y un algoritmo de separación de restricciones polinomial (Johnson, McGeoch y Rothberg, 1996).

Para resolver el TSP normalmente se utilizan algoritmos de aproximación o heurísticos, la diferencia radica en que éstos nos dan una garantía de cómo podemos obtener malas soluciones. Normalmente especificada como un tiempo c del valor óptimo. El algoritmo de mejor solución existente es el de Arora (1998). El algoritmo garantiza una aproximación de $(1+1/c)$ veces el valor óptimo, para todo $c > 1$. Esto se basa en partición geométrica y árboles de expansión. Aunque teóricamente c puede ser muy grande, esto tendrá un efecto negativo en su tiempo de corrida ($O(n(\log 2n)O(c))$ para instancias bidimensionales).

b. m-TSP, el problema de “m” agentes viajeros

El m-TSP en la forma de generalizar un simple STP, donde se tiene un solo punto de partida o “depósito” y “m” vehículos que esta denominado como “agentes”. Tiene como objetivo encontrar “m” rutas para cada agente/vehículo, en el presente trabajo hemos utilizado esto en la segunda fase luego de haber construido los Clusters, se trataba de que cada operador productivo será visitado una sola vez por el vehículo asignado, y cada ruta encontrada finaliza en el centro de acopio (depósito), lo determinamos con el software “Grafos 1.2.3” (Daza, Montoya y Narducci, 2009).

En programación lineal entera es utilizada la fórmula de Miller, Tucker y Zemlin (1960) mencionado por Daza, Montoya y Narducci, (2009) que mostramos a continuación:

$$\min \sum_{(i,j) \in E} c_{ij} x_{ij}$$

$$\text{s.a.} \quad \sum_{j \in \Delta^+(0)} x_{0j} = m \quad (1.5)$$

$$\sum_{j \in \Delta^+(i)} x_{ij} = 1 \quad \forall i \in V \setminus \{0\} \quad (1.6)$$

$$\sum_{i \in \Delta^-(j)} x_{ij} = 1 \quad \forall j \in V \setminus \{0\} \quad (1.7)$$

$$u_i - u_j + px_{ij} \leq p - 1 \quad \forall (i,j) \in E, i \neq 0, j \neq 0 \quad (1.8)$$

$$x_{ij} \in \{0,1\} \quad \forall (i,j) \in E$$

$$u_i \geq 0 \quad \forall i \in V \setminus \{0\}$$

En este modelo la restricción 1.5 dice que exactamente m vehículos salen del depósito y las restricciones 1.6 y 1.7 nos da la seguridad de que cada cliente es un nodo intermedio en una sola ruta. Y con la restricción 1.8 se descarta por completo los sub-tours y se obliga que en cada ruta no haya más de p clientes.

Pero cuando la cantidad de clientes por ruta no es limitada, o sea $p = n$, podemos hacer TSP con m réplicas del depósito de tal forma que la distancia entre depósitos sea infinita. Las soluciones a estas replicas no usarán arcos que conectan las réplicas del depósito y por lo tanto podemos interpretar como una solución del m -TSP.

1.2.4 Variantes del problema de ruteo de vehículo

Existen varias variantes del VRP Aronson (1996) Corona (2005)., y en el presente trabajo solo vamos a detallar aquellos que han sido de interés comprenderlas para encontrar la solución al problema planteado para acopiar materia prima desde las zonas de producción hasta la planta de procesamiento, y las que describiremos a continuación son: el problema con capacidades (VRP o CVRP), el problema de ruteo de vehículos con capacidad limitada y flota homogénea (CVRP-HF) y el problema con ventanas de tiempo (VRPTW)

a. El Problema con Capacidades (VRP o CVRP)

Esta variante debe contar con una cantidad de vehículos cuyas capacidades deben ser homogéneas, las mismas que se usan para repartir mercadería demandada por los clientes partiendo de un almacén, cuando las rutas hayan completado su distribución deben regresar al almacén

La cantidad de rutas no se fija previamente, porque el objetivo es encontrar el mínimo número de vehículos para atender la demanda total de los clientes. La formulación matemática es la siguiente, (Toth y Vigo 2000):

$$\min \sum_{(i,j) \in E} c_{ij} x_{ij} \quad (1.9)$$

$$\text{s.a.} \quad \sum_{i \in \Delta+(0)} x_{0j} = m \quad (1.10)$$

$$\sum_{j \in \Delta^-(0)} x_{i0} = m \quad (1.11)$$

$$\sum_{j \in \Delta^+(i)} x_{ij} = 1 \quad \forall i \in V \setminus \{0\} \quad (1.12)$$

$$\sum_{i \in \Delta^-(j)} x_{ij} = 1 \quad \forall j \in V \setminus \{0\} \quad (1.13)$$

$$\sum_{i \in S, j \in \Delta^+(i) \setminus S} x_{ij} \geq x_{ij} r(S) \quad \forall S \subset V \setminus \{0\} \quad (1.14)$$

$$m \geq 1$$

$$x_{ij} \in \{0,1\} \quad \forall (i,j) \in E$$

La expresión (1.9) es la función objetivo del costo total de la solución. Las expresiones 1.10 y 1.11 son las restricciones que indican que m es la cantidad de vehículos que se utilizarán en la solución que deben partir del depósito y regresar a él. Las restricciones 1.12 y 1.13 garantiza que todo cliente es un nodo intermedio de alguna ruta. Finalmente, la restricción 1.14 asegura la no existencia de sub-tours y a la vez obliga que la demanda de los clientes visitados por un vehículo no puede exceder la capacidad C .

b. Problema de ruteo de vehículos con capacidad limitada y flota homogénea (CVRP-HF)

En matemática, dada una instancia $I = (G, C, T, D, F)$ del CVRP-HF, lo conceptualizaremos como una ampliación del “m-TSP”, teniendo lo siguiente:

Un grafo $G = (V,E)$ dirigido, “ V ” representa el conjunto de nodos (ciudades o destinos) y “ E ” son los arcos o distancias que los unen y se relacionan a los costos. $C = (c_{ij})$ en una matriz de tamaño $N \times N$ de tal manera que cada arco tiene un costo c_{ij} . D , tiene la forma (P_i) que denota la demanda de cada cliente. F , tiene la forma (P_k) que nos indica la capacidad máxima de los vehículos (Daza, Montoya y Narducci, 2009)

Un modelo de PLE tomado de (Daza, Montoya y Narducci, 2009) es como sigue:

$$\min \sum_{i=0} \sum_{j=0} \sum_{k=0} C_{ij} x_{ijk} \quad (1.15)$$

$$\text{s.a.} \quad \sum_{k=1}^M \sum_{j=1}^N x_{ijk} \leq M \quad i = 0 \quad (1.16)$$

$$\sum_{k=1}^M \sum_{j=0}^N x_{ijk} = 1 \quad \forall i \in \{1, N\} \quad (1.17)$$

$$\sum_{j=1}^N x_{ijk} = \sum_{i=1}^N x_{ijk} \quad \forall k \in \{1, M\} \quad i=0 \quad (1.18)$$

$$\sum_{i=0}^N \sum_{j=0}^N x_{ijk} \leq P_k \quad \forall k \in \{1, M\} \quad (1.19)$$

$$\sum_{\substack{i=1 \\ i \in S}}^N \sum_{\substack{j=1 \\ j \in S}}^N x_{ijk} \leq |S| - 1 \quad \forall S \subseteq (V - \{0\}), |S| \geq 2, k \in \{1, M\} \quad (1.20)$$

$$x_{ijk} \in \{0, 1\} \quad \forall i, j \in \{1, N\}, \forall k \in \{1, M\} \quad (1.21)$$

La expresión (1.16) es la restricción advierte que almacén deben salir no más de M vehículos. Las expresiones (1.17) y (1.18) son las restricciones que aseguran que un solo vehículo llegue y deje a cada cliente formando por cada ruta un TSP. Las expresiones (1.19) son las restricciones de capacidad del vehículo expresados en peso, en concordancia a lo sugerido por Dantzig y Ramser (1959); encontrar el conjunto p_i que no supere p_k se denomina problema de empaquetamiento en compartimentos (BPP por sus siglas en inglés). Finalmente las expresiones (1.20) y (1.21) son restricciones que aseguran, la inexistencia de subrutras inconexas y los valores aceptables para las variables de decisión (Daza, Montoya y Narducci, 2009).

c. VRP con ventanas de tiempo (VRPTW)

Esta variante lo mencionamos solo para tener en cuenta su existencia; sin embargo en el presente trabajo no tiene pertinencia. Es un VRP con una restricción adicional que se asocia a una ventana de tiempo con cada cliente. Al cliente se le asocia la ventana de tiempo (Corona, 2005).

1.3 Heurísticas para el VRP

La heurística puede definirse como el procedimiento de encontrar soluciones inteligentes a los problemas recurriendo a la ciencia disponible (Narducci, 2005). Otra definición más extendida para el término heurística es la siguiente: “Una técnica

heurística, es un método que busca buenas soluciones a un costo computacional razonable sin poder garantizar que sea el óptimo”. (Reeves 1996)

Estas heurísticas clásicas de VRP pueden ser categorizadas en tres: Las heurísticas constructivas que gradualmente construyen una solución factible, Las heurísticas de dos fases el que fue utilizado en el presente trabajo, con sus dos clases: agrupar primero y rutear después o rutear primero y agrupar después, y por último las heurísticas de mejora repetitiva que por lo general reciben como *input* soluciones de otras heurísticas, (Toth y Vigo, 2002)

1.3.1 Heurísticas Constructivas

En esta sección describiremos las dos principales heurísticas constructivas: del ahorro de Clark y Wright y la de inserción.

a. El algoritmo de Clarke y Wright

Este es el algoritmo más conocido y usado para el VRP y es el de Ahorros de Clarke y Wright (CW). El algoritmo CW no sólo es uno de los primeros métodos propuestos para la solución del CVRP, sino también probablemente el más ampliamente utilizado en un ruteo de paquetes comerciales. Al principio cada cliente recibe la visita de un vehículo distinto. Esto no es claramente una solución viable ya que se requiere una flota de vehículos n (un vehículo por cliente). Posteriormente, las rutas se combinan varias veces al considerar el ahorro en el coste de enrutamiento, que se obtiene mediante el uso de un vehículo en lugar de dos para el mismo conjunto de clientes. Entonces, el ahorro obtenido por las rutas de la fusión $(0 \dots i, 0)$ y $(0, j \dots, 0)$ dentro de la ruta $(0 \dots ij, \dots 0)$ es

$$s_{ij} = (c_{0i} + c_{i0} + c_{0j} + c_{j0}) - (c_{0i} + c_{ij} + c_{j0})$$

$$s_{ij} = c_{i0} + c_{0j} - c_{ij}$$

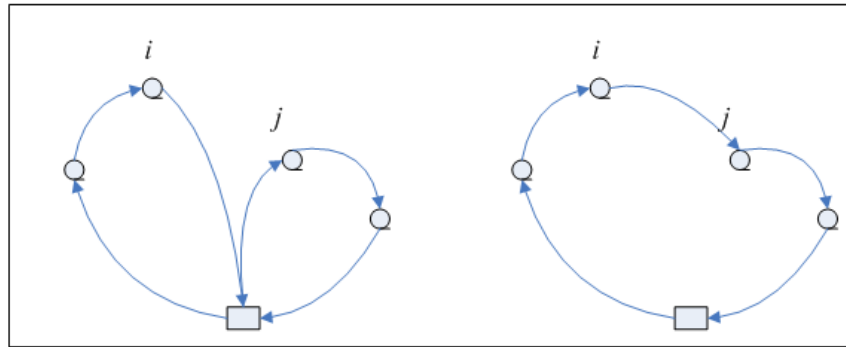


Figura 1.10. Dos rutas antes y después de ser unidas

Fuente: Olivera (2004)

b. Heurísticas de Inserción

Sutilmente podemos resolver el TSP construyendo ciclos visitando unos pocos clientes, luego haremos la extensión incluyendo los demás cliente. En cada iteración se incluye un nuevo cliente hasta llegar a formar un ciclo Hamiltoniano. Rosenkrantz, Stearns y Lewis (1977) mencionado por Marti (2004) y tiene el siguiente esquema:

Algoritmo de Inserción

(1) Inicio

Elegimos el ciclo inicial con k Vértices

Hacer $W = V \setminus \{\text{vértices seleccionados}\}$.

(2) Mientras $(W) \neq \emptyset$

Tomar j de W en concordancia con algún criterio preestablecido

Insertar j que menos incremente la longitud del ciclo

Hacer $W = W \setminus \{j\}$.

La figura 1.11 nos muestra sobre un caso dado. Actualmente se cuenta con 4 vértices y es necesario evaluar el próximo a insertar. La más cercana a insertarse será el vértice i , la más lejana el vértice v y la más económica el vértice k .

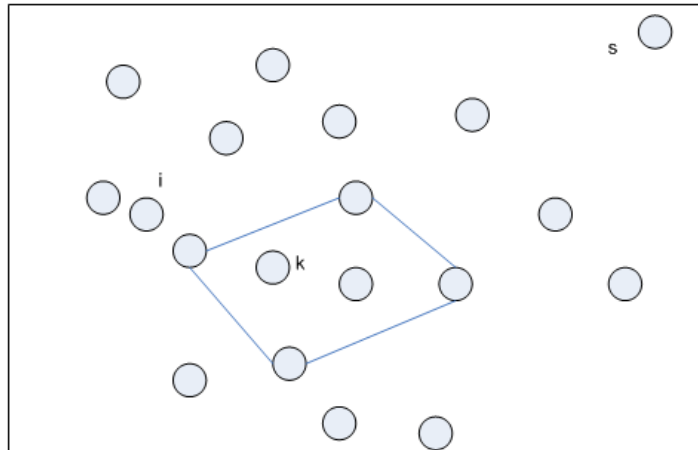


Figura 1.11. Selección del vértice a insertar

Fuente: Marti (2004)

1.3.2 Heurística de dos fases, Asignar Primero - Rutear Después

Los métodos (*clusters first-route second*) son de dos fases y es la que hemos utilizado en el presente trabajo. En primer lugar se agrupan a los clientes a quienes se llaman “*clusters*” los mismos que formarían la misma ruta en la solución final. Después, en cada “*cluster*” diseñamos la ruta que visite a cada cliente. Se tiene como restricción la capacidad del vehículo, y la demanda no debe superar dicha capacidad. Finalmente, diseñar la ruca en cada “*cluster*” es resolver un problema de TSP (Olivera, 20014).

a. Heurística de Barrido o Sweep.

En esta heurística, se traza una semirrecta cuyo origen es el depósito, se hace girar para formar los “*cluster*” incorporando clientes hasta satisfacer la capacidad del vehículo, (Gillett y Miller, 1974).

Podemos repetir “n” veces el “barrido” sin superponer las rutas. La figura 1.12 muestra un ejemplo de la aplicación de este algoritmo, las líneas punteadas indican los límites de cada “*cluster*”, (Olivera, 2004).

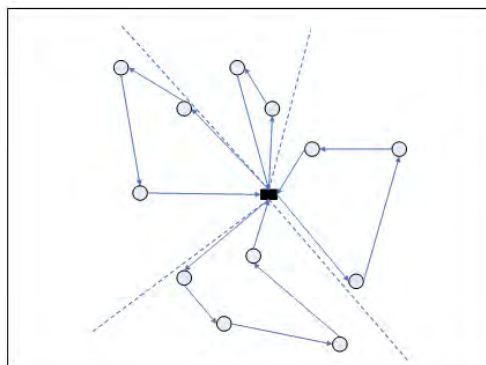


Figura 1.12. Solución obtenida mediante el algoritmo de barrido

Fuente: Olivera (2004)

b. Heurística de Asignación Generalizada de Fisher y Jaikumar

Según Toth y Vigo (2002) El algoritmo de Fisher y Jaikumar es bien conocido. En lugar de utilizar un método geométrico para formar los grupos, se resuelve un Problema de Asignación Generalizada (GAP). Esto puede ser descrito como sigue.

Paso 1 (selección de la semilla). Elija vértices de semillas jk en V para inicializar cada cluster k .

Paso 2 (asignación de clientes a las semillas). Calcule el costo d_{jk} de asignar a cada cliente i para cada k clúster como

$$d_{ik} = \min\{c_{oi} + c_{ijk} + c_{jko}, c_{ojk} + c_{jki} + c_{io}\} - (c_{ojk} + c_{jko}).$$

Paso 3 (asignación generalizada). Resolver un GAP con los costos d_{ij} , los pesos de los clientes q_i y la capacidad de los vehículos Q .

Paso 4 (solución de TSP). Resolver un TSP para cada grupo correspondiente a la solución GAP.

1.3.3 Heurística de dos fases, Rutear Primero - Asignar Después

El procedimiento de rutear primero – asignar después, es una heurística de dos fases. Que consiste primero en obtener una ruta que pasa visitando a todos los clientes mediante un TSP. Muchas veces estas rutas no cumplen las restricciones del problema, entonces al particionar en varias rutas entonces si se hacen factibles (Beasley, 1983 mencionado por Corona, 2005)

La Figura 1.13 nos muestra un ejemplo tipo donde se ordenan a los clientes y su posible solución cuyas rutas son $(0,1,2,0)$ y $(0,3,5,4,0)$, (Corona, 2005)

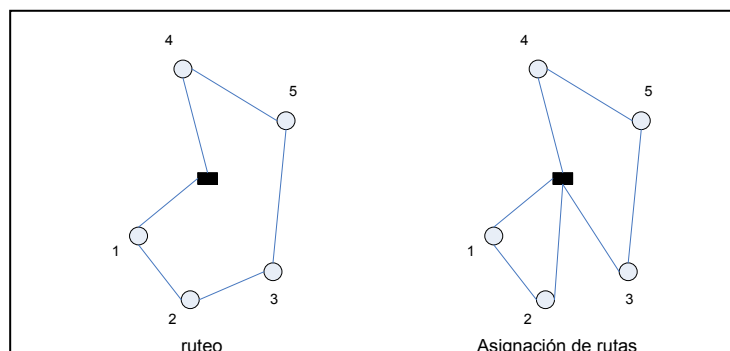


Figura 1.13. Ejemplo del algoritmo rutear primero - asignar después.

Fuente: Corona (2005)

Aunque la ruta inicial sea la solución factible del TSP y la partición se realice de manera correcta, las rutas obtenidas no necesariamente son una solución óptima para el problema. Por lo tanto, se hace uso de heurísticas de mejora iterativa para encontrar vecindades a dicha solución que puedan representar un menor costo como por ejemplo mediante la aplicación de 2-opt. Además, el algoritmo puede ejecutarse repetidas veces, partiendo de diferentes rutas iniciales obtenidas a partir de diferentes heurísticas para encontrar el TSP principal.

En general, los resultados encontrados por esta heurística no han sido competitivos si se comparan con las soluciones encontradas por otras heurísticas.

1.3.4 Heurística de mejora iterativa - Procedimientos de Búsqueda Local

Luego de haber resuelto el problema, es posible mejorarla a través de un procedimiento de “búsqueda local”, este procedimiento consiste en reemplazar la solución anterior por otra de menor costo y así se itera el procedimiento hasta no encontrar una mejor solución. Cuando se termina tendremos una solución óptima con respecto a la inmediata anterior. Hay soluciones que se pueden obtener aplicando procedimientos llamados “movidas” en una sola ruta o varias rutas, (Olivera, 2004).

Este procedimiento hemos realizado en el presente trabajo, debido a que en algunas semanas existían operadores productivos que tenían muy poca oferta

o que la oferta excedía la capacidad de los vehículos asignados, entonces hicimos las movidas entre los “clusters”.

a. Operadores de Van Breedam

Breedam (1995) mencionado por Corona (2005) hizo una propuesta de dos “operadores” para permutar clientes dentro de dos rutas: Uno de ellos es el “operador” *String Relocation* (SR) donde una secuencia de nodos es movida de una ruta a otra manteniendo el orden en la ruta inicial, el otro “operador” es *String Exchange* (SE) en donde la ruta envía una serie de clientes a la otra ruta, y esta última envía otra serie diferente de clientes a la primera ruta. En la figura 1.14 (a) se muestra un movimiento SR (1,0) y en (b) una movida SE (1,1).

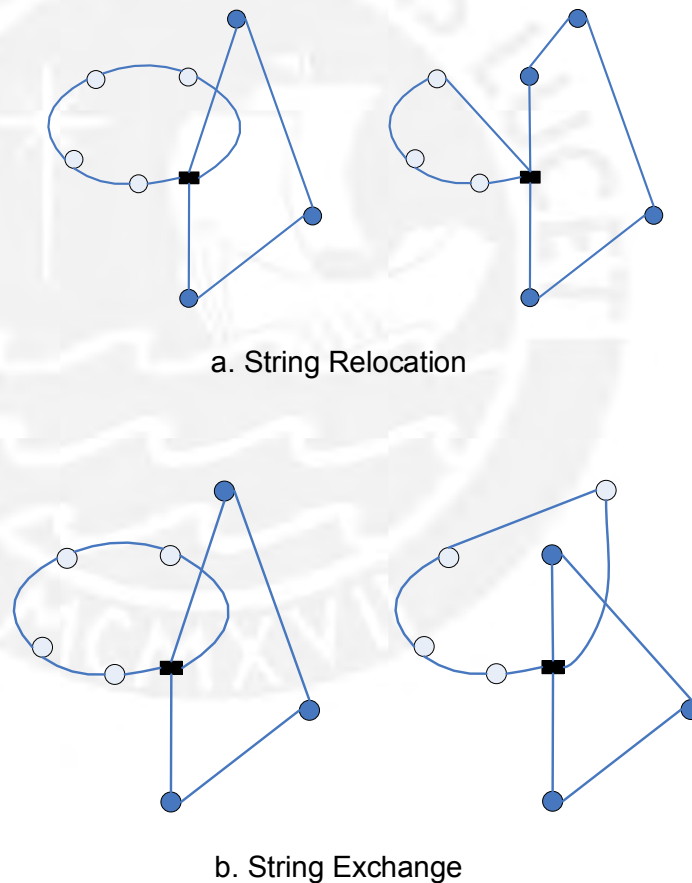


Figura 1.14. Ejemplo de operadores de Van Breedam

Fuente: Corona (2005)

2. ESTUDIO DE CASO

En este capítulo describiremos tres casos de estudio reales en distintos países sobre enrutamiento de vehículos, el primero y el segundo está referido a encontrar ahorro en el consumo de combustible, el segundo está referido a producir rutas y horarios para una flota de vehículos de reparto que minimicen las emisiones de combustible.

2.1 Un nuevo modelo macroscópico integral para problemas de enrutamiento de vehículos dependientes del tiempo con gráficos multi-alternativos para reducir el combustible

El estudio fue conducido por: Mehdi Alinaghian y Mansoureh Naderipour del Departamento de Ingeniería Industrial y Sistemas, Isfahan University of Technology, Iran. Para el estudio de este modelo se consideró una Empresa de distribución de productos lácteos en una de las ciudades de Irán (Esfahan).

La empresa contaba con 2000 clientes activos, 5 vehículos con diferentes capacidades pero para el problema solo se considera 3 vehículos de 5 toneladas. El tiempo para recorrer las rutas de los tres vehículos existentes antes de la ejecución del modelo fue de 8 h y 89 min en total, de los cuales: 4 h y 36 min están dedicados al tiempo de servicio para los clientes y 4 h y 53 min para recorrer la ruta. La cantidad total de combustible consumido por los tres vehículos era de 46 L.

Se propuso un modelo con algoritmo metaheurístico. Para obtener mejores resultados se hizo una comparación entre tres modelos de algoritmos para la solución del problema y fueron estos: Algoritmo Firefly mejorado (IFA), algoritmo Firefly básico(FA), y Gaussian Firefly (GD-FF).

RESULTADOS: Se trabajó con el modelo metaheurístico buscando la optimización de tiempo en la solución del problema

Comparando el tiempo promedio de solución cada algoritmo nos dio como resultado lo siguiente:

Algoritmo Firefly mejorado (IFA): 265 segundos.

Algoritmo Firefly básico (FA): 551 segundos.

Gaussian Firefly (GD-FF): 576 segundos.

El mejor resultado fue obtenido cuando usamos el modelo “Algoritmo Firefly mejorado” (IFA) con un tiempo de recorrido de 4 h y 40 min y un consumo de

combustible de 36 L, mostrando un ahorro significativo de 21% en el consumo de combustible de los vehículos.

Además, en el problema propuesto, los vehículos viajan lo más posible a la velocidad óptima en las rutas con respecto a los factores que afectan a la cantidad de consumo de combustible a menos que la zona de tráfico evita conducir a la velocidad óptima. En este caso, se utiliza la velocidad permitida más cercana a la velocidad óptima. Como resultado, reduce la cantidad de consumo de combustible por viaje. Los factores que afectan en el consumo de combustible son: La gradiente del camino, la velocidad del vehículo y carga del vehículo.

2.2 Un algoritmo constructivo de 2 fases para problemas acumulativos de enrutamiento de vehículos con duración limitada

El estudio fue conducido por Didem Cinar, Konstantinos Gakis y Panos M. Pardalos del departamento de Ingeniería Industria y Sistemas, Facultad de Ingeniería, Universidad de Florida, Gainesville, Estados Unidos.

Este problema propuesto tiene como objetivo minimizar el consumo de combustible lo cual se propone la aplicación del algoritmo de Clarke & Wright (C & W), que sustenta que el consumo de combustible se debe no solo a la carga de los pedidos de los vehículos sino también de las distancias que recorre debido a esto se propone asignar primero a los clientes que tienen mayor demanda pero siempre en cuando la distancia hacia el depósito es corta.

Para el análisis del problema propuesto se estudió que el combustible de un vehículo vacío es de 26 por Km y el Consumo de combustible por tonelada y kilometro es de 0,36 por cada vehículo, teniendo en cuenta que la capacidad de cada vehículo es de 50 unidades.

Se propuso utilizar lo siguiente: Un algoritmo constructivo de 2 fases para problemas acumulativos y El algoritmo de Clarke & Wright (C & W).

RESULTADOS. En promedio se puede obtener una reducción del consumo de combustible de 6,23% para todas las instancias. En algunos casos se obtiene hasta un 17% de mejora.

Aunque mC & W obtiene mejores soluciones con respecto al consumo de combustible, su esfuerzo computacional lo hace ineficiente. En un tiempo bastante largo. Para mejorar el tiempo computacional del algoritmo mC & W sin una pérdida significativa en la calidad de la solución, se propone un algoritmo constructivo de 2 fases en la siguiente sección.

El algoritmo mC & W ha obtenido mejores soluciones en un promedio de 0,89% en comparación con el algoritmo de 2 fases. Por otro lado, el algoritmo de 2 fases mejora el tiempo de cálculo en promedio del 89%. Para problemas de gran tamaño (L21-L32), tiene un 96% de mejora en términos de tiempo de CPU, mientras que sólo un 0,26% de peor rendimiento que mC & W en términos de consumo de combustible.

Como resultado, la expresión de ahorro propuesta es superior a la que considera solamente las distancias para CumVRP-LD en términos de calidad de la solución mientras aumenta el tiempo computacional. El algoritmo propuesto de 2 fases supera el algoritmo mC & W en términos de tiempo computacional con una ligera pérdida de calidad de la solución. Así, el algoritmo de 2 fases desarrollado en este estudio se puede utilizar para obtener soluciones bastante buenas en un corto tiempo para el CumVRP-LD.

2.3 Optimización de las emisiones de combustibles en el problema de rutas de vehículos con velocidades variables en el tiempo

En estudio fue conducido por: Jiani Qian y Richard Eglese, del Departamento de Ciencias Administrativas de la Universidad y Escuela de Negocios de Lancaster, Lancaster, Reino Unido.

El problema de este trabajo es producir rutas y horarios para una flota de vehículos de reparto que minimicen las emisiones de combustible, para ello se realizó el análisis en la red de carreteras de Londres donde la velocidad depende del tiempo.

El análisis de este trabajo depende de un depósito y 60 tiendas para distribuir los pedidos, las rutas de los vehículos están limitada por el tamaño de capacidades y las limitaciones del tiempo en la longitud total de cada ruta.

Para este problema se consideró el algoritmo de búsquedas de tabú basada en generación de columnas con el objetivo de reducir al mínimo las emisiones o los costos que dependen de la fecha del viaje.

Las tiendas se dividen en 5 conjuntos que son A-B-C-D-E, de los cuales cada conjunto se divide en 25 tiendas o clientes. En este problema se deduce que para la reducción de combustible este se relaciona con la distancia, la carga del vehículo y el tiempo en que se parte para la distribución de los pedidos. El tiempo programado para la distribución de los pedidos del conjunto B y D están en las horas de congestión lo que resultara que se demore más, se reduce el consumo de combustible pero que se hará un pago a los conductores por tiempo muertos.

Debido a ello se propuso que se empezara la distribución después de las horas de congestión o en las noches pero otros problemas como el ruido, la seguridad y fuera del horario de entregas pueden significar que la noche entregas no son factibles.

Se determinó que los repartos serán después de las 7:00 AM y que el tiempo que se demora cada vehículo al llegar a los nodos o clientes es de 5 minutos, 2 minutos en la descarga de los pedidos que en este caso son jaulas y el tiempo de cambio del conductor es de 10 horas.

Para reducir el consumo de combustible es necesario el ajuste de la velocidad lo que se dice que al reducir la velocidad se reduce la emisión del combustible y que la velocidad optima es de 65 kilómetros/ hora. La distribución de los pedidos evitando el pico de la congestión que es a las 7:00AM en los casos de los conjuntos A-C Y E muestran que aproximadamente el 1-2% de CO₂ que se pueden salvar pero B Y D se demoran mas debido a que tiene 10 rutas donde hay mas congestión. El algoritmo propuesto puede producir conjuntos de rutas para un problema de distribución urbana con una reducción en las emisiones de gases de efecto invernadero de alrededor del 3%.

3. DESCRIPCIÓN, ANÁLISIS Y DIAGNÓSTICO DE LA ORGANIZACIÓN

La empresa AIMSAC fue constituida en Julio del 2004 como una Sociedad Anónima Cerrada (S.A.C), el domicilio fiscal está en la provincia y distrito de Concepción, departamento de Junín – Perú, la fuente de inversión proviene de capitales peruanos y del exterior. Tiene una planta de procesamiento construida en un área de 2000 m², la misma que procesó la primera lata de conservas en abril de 2005.

AIMSAC es un agroprocesador de alcachofas y jalapeños tiene como fuentes de materia prima a los pequeños agricultores en todo el Perú y ha situado su planta de procesamiento en los Andes peruanos. Al mantener relaciones a largo plazo con los clientes como General Mills y McCain, AIMSAC proporciona un ingreso estable a cientos de pequeños agricultores y la seguridad laboral de más de 600 empleados en su planta de procesamiento el 90% de los cuales son mujeres para quienes es su primer trabajo formal.

3.1 Productos y Clientes

En esa sección describiremos los productos que AIMSAC tiene en cartera y sus clientes con quienes tiene relación comercial.

3.1.1 Productos

Los principales productos que actualmente se vienen procesando en la planta industria son los siguientes:

a. Conservas de Fondos de Alcachofa

Los fondos de alcachofas en conservas son producidos de alcachofas de la variedad “Criolla” cosechadas frescas a los cuales se les acidifica para disminuir su pH natural a 3,90 – 4.20 Se recomienda su uso para la preparación de especialidades dentro de la cocina gourmet.

Las presentaciones en el mercado externo son en latas y frascos en tamaños de 15 oz, 3kg, 460ml y 212ml.

b. Conservas de Corazones de alcachofa

Los corazones de alcachofa en conservas provienen de la variedad “Lorca” cosechadas frescas a los cuales se les acidifica para disminuir

su pH natural a 3,90 – 4.20 Se recomienda su uso para la preparación de especialidades dentro de la cocina gourmet.

Las presentaciones en el mercado externo son en latas y frascos en tamaños de: 15oz, 3kg, 460ml y 212ml

c. Canoas de Jalapeño encurtido

Producto obtenido luego del cortado y desvenado de los ajíes de la especie *Capsicum annum* y que finalmente son llenados en una solución de vinagre, es la materia prima para la producción de un relleno de queso “chedar” denominado “poppers”.

3.1.2 Mercados y clientes

AIMSAC tiene relación comercial con las siguientes compañías internacionales.

a. General Mills

Principal cliente de AIMSAC, es considerado la sexta compañía fabricante de alimentos del mundo, en su cartera de marcas cuenta con más de 100 líderes que entre las principales podemos mencionar a Gigante Verde, marca para la cual AIMSAC produce, además de ellos se tiene, Old el Paso, Progreso, Cheerios, Nature Valley, Haagen-Dazs, Cascadian Farm, Betty Crocker, y muchas más. La sede central de General Mills se encuentra en Minneapolis Minnesota de los Estados Unidos, el año fiscal 2016 registro ventas de 16.56 mil millones de dólares, con utilidades netas de 1.69 .mil millones de dólares.

En el Perú el único y principal Co.packer oficial que tiene es AIMSAC para la producción de Fondos de Alcachofas.

b. McCain

Esta compañía fue fundada en 1957 y es el principal cliente a quienes AIMSAC le vende las canoas de jalapeño, ellos lo utilizan para su producto “Poppers” un producto que es a base de canoas de jalapeño rellenos con queso “Cheddar” y empanizado con pan en polvo, la misma que es frita y congelada para ser distribuido en todo USA.

En la actualidad, McCain Foods tiene mas de 16 mil empleados distribuidas en mas de sus 55 plantas en cuatro continentes, comenzaron en América del Norte, luego se expandieron a Europa y Australia, y desde mediados de los 90's hacen su ingreso a América Latina, África y Asia. Las papas fritas son su principal producto.

De la misma forma se tiene identificado otros productos que podemos observar en la tabla 3.1.

Tabla 3.1. Productos identificados con potencial agroexportador

PRODUCTO	MERCADO
Fondos de alcachofa	Francia, España, usa, otros
Corazones de alcachofa	EE.UU, Francia, España y Bélgica
Jalapeños	EE.UU, Europa, Australia
Habas bebés	España, y otros
Arvejas verde	EE.UU.
Arvejas verde extrafina	Francia, y otros
Arveja china	Francia, EE.UU, Inglaterra
Puerro o Nabo	Francia, España.
Arveja dulce	EE.UU., otros
Pimiento piquillo	España, EE.UU, otros
Brócoli	Europa, otros

3.2 El abastecimiento de materia prima

Las materias primas son abastecidas desde las zonas de producción, a continuación daremos detalles de lo que corresponde a los jalapeños.

3.2.1 Regiones de abastecimiento

El abastecimiento de materia prima para esta empresa proviene de las tres regiones geográficas del Perú. Las alcachofas son suministradas desde la costa y sierra dependiendo de su estacionalidad.

Por su lado los Jalapeños que es de interés para el presente trabajo son suministrados desde la Costa y selva central debido a que esta materia prima necesita de climas cálidos para su cultivo. La Figura 3.1 muestra la estacionalidad y los meses de abastecimiento desde sus zonas de producción.

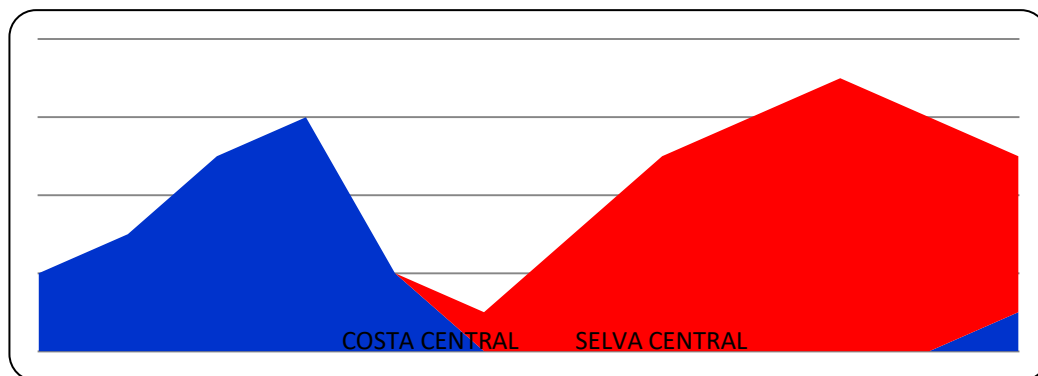


Figura 3.1. Frecuencia de suministro agrícola de Jalapeños

Como se observa la costa puede abastecer de materia prima en los meses de Enero hasta Mayo y también en Diciembre, por su lado, la Selva completa la contra estación abasteciendo de esta materia prima entre los meses de Junio hasta Diciembre, de esta manera el abastecimiento de jalapeños se da durante los doce meses del año.

3.2.2 Organización de los agricultores

La sierra y la selva contrariamente a la costa, no dispone de grandes extensiones de terreno, por lo que la readaptación a la forma operativa de la zona fue la solución tanto para la sierra como para la selva. Se ha integrado a los pequeños agricultores capacitándolos para que entiendan que su unión les favorece con programas de apoyo con fondos concursables entre otros. En la tabla 3.2 mostramos la conformación de los agricultores (operadores productivos) para el abastecimiento de Jalapeños desde Pichanaky – Selva central.

Tabla 3.2. Organización de las Hectáreas de sembrío de Materia Prima Jalapeño.

AGRICULTORES PICHANAKY	Hectárea FISICA
Adauto Aire Charles (Z)	1.43
Ponce*	5.93
Aire Rojas Milena Rosalin	0.97
Alarcón Huamán Julia	0.90
Arroyo Espinoza Reder	3.20
Duran Contreras Celso Alberto	0.78
Espinoza Camañani Willian	0.97
Hinostroza Castillo Ilma Valentina	1.56
Lino Bautista Antonio	5.06
Lino Pizarro Roger*	2.53
Silvera Fernandez Ivany Marly / Vladi	1.06
Miranda Alcantara Gregorio Delfin	1.12
Requena Arteaga Casimiro	1.60
Salazar Diaz Marco	1.95
Mercado Miranda Miguel Angel	0.65
Adauto Aire Charles (I)	3.00
TOTAL HECTAREAS	29.08

3.2.3 Abastecimiento a la planta de procesamiento

Dentro de la organización existe el departamento agronómico que es el responsable de la planificación, programación y control del cumplimiento del programa agrícola. La planificación comienza con la demanda del mercado, negociación que se hace anualmente al inicio de la campaña agrícola, por lo tanto la totalidad de nuestra producción esta vendida por adelantado, por lo tanto la planificación se direcciona hacia el campo para determinar las extensiones de sembrío de cada materia prima durante la temporada, como se ha mostrado en la tabla 3.2 todo estos operadores productivos pertenecen al primer eslabón de la cadena productiva del Jalapeño. Cuando los campos inician las cosechas, el área agronómica programa los días de cosecha y contrata los vehículos para transportarlo a la planta.

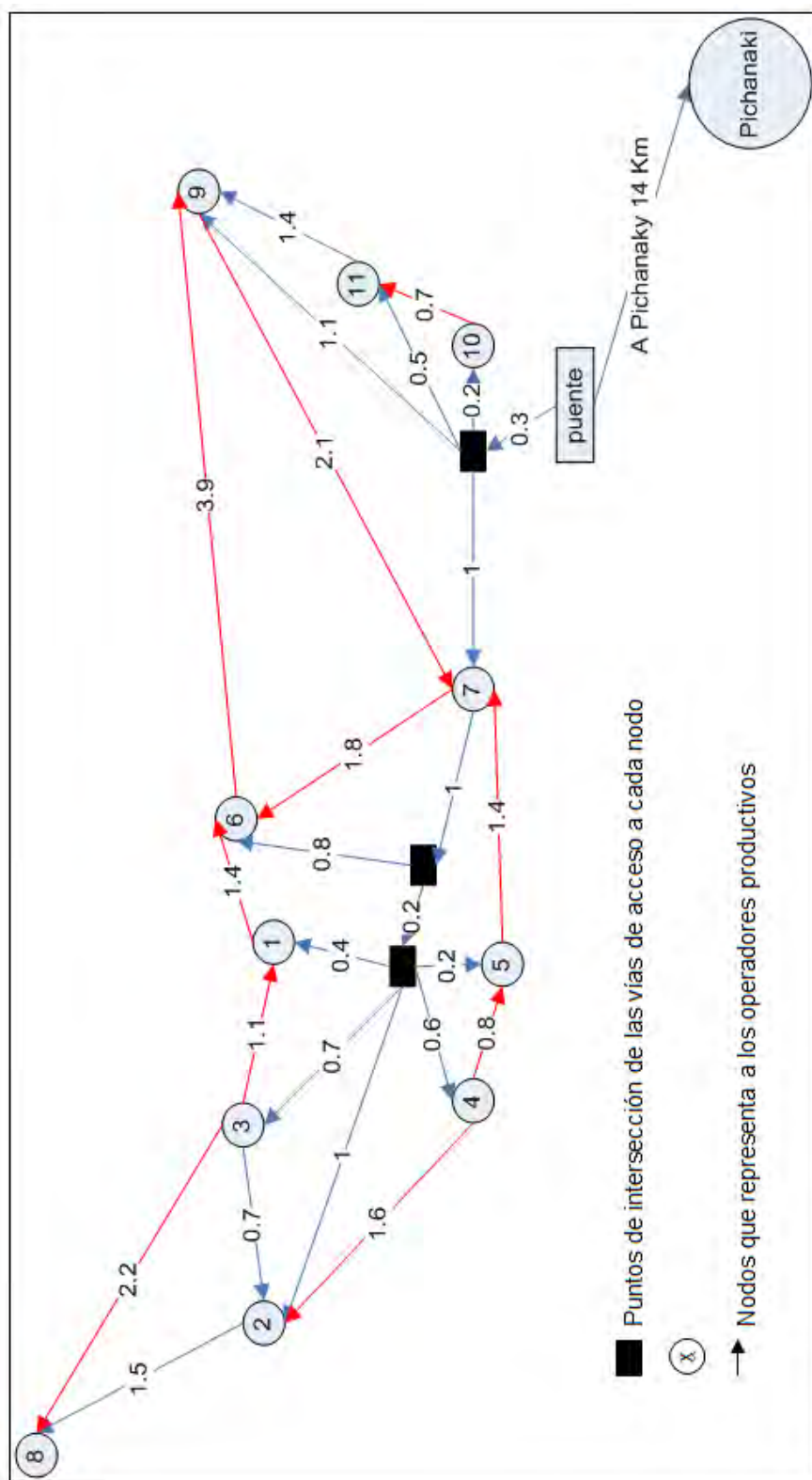


Figura 3.2. Grafo que representa la ubicación de los operadores productivos (OP) en la sub zona de Zotani

Elaboración propia

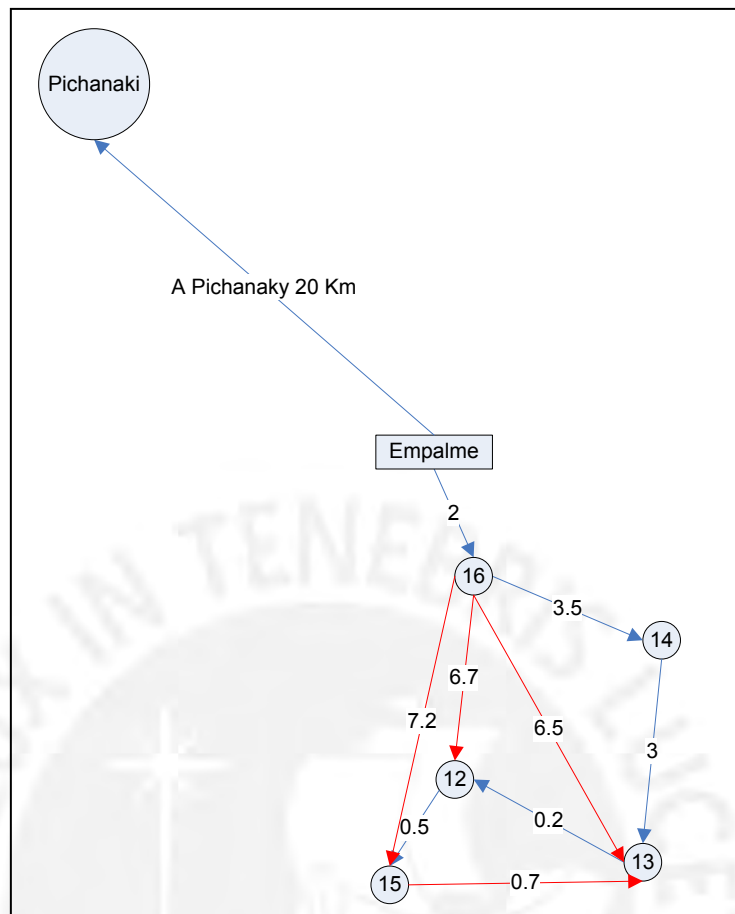


Figura 3.3. Ubicación de los OP en la Sub zona de Ipoky
Elaboración propia

Las figuras 3.2 y 3.3 muestran los Grafos para cada sub zona: Zotani e Ipoky, son las ubicaciones de cada operador productivo que para el presente trabajo los estamos identificando con un número que en adelante serán los Nodos, de la misma manera las distancias están representado por las aristas que unen los nodos, cada nodo es un punto de acopio. La recolección de la materia prima se realiza una vez por semana y esto es programado por el jefe del área agronómica en coordinación con el Agricultor. Se contrata un camión en función de la cantidad de materia prima a cosechar en la semana, la ruta lo diseña el Ingeniero de campo basándose a su experiencia y considerando que campo cosechara primero hasta completar la carga que finalmente será enviado hasta la planta de producción industrial.

3.3 Diagnóstico de la planificación y el abastecimiento de jalapeño

AIMSAC es una empresa agroindustrial que está operando en el Valle del Mantaro y produce Jalapeños encurtidos dentro de su gama de productos. La ubicación geográfica le permite acceder a tres fuentes muy importantes de materia prima: costa, sierra y selva central. Los jalapeños son suministrados desde la selva central y la costa, la problemática que abordaremos en este caso es lo concerniente a la selva porque es muy compleja debido a las distancias que existen entre operadores productivos y los volúmenes en función a las áreas sembradas por los mismos, se sabe que la logística y las operaciones de transporte son cruciales para la eficiencia de la cadena, ya que tienen importantes impactos en los costos, la calidad y la oportunidad de las exportaciones.

El transporte de flete corto, es decir, desde la ubicación de cada finca después de la cosecha hasta los centros de recepción y/o almacenamiento, fue identificado como muy importante en función de los costos, sobre todo por tratarse de productores pequeños. Por otro lado el transporte de flete largo, es decir, desde las fincas hasta la planta, usualmente minimiza el manejo pero puede involucrar mayores costos.

Por otra parte, se debe tener presente que una manera eficiente para introducir lineamientos para el transporte de alimentos es cumplir lo que las autoridades sanitarias recomiendan que es la aplicación de las prácticas de higiene del Codex Alimentarius sobre el transporte de Alimentos.

Los costos de transporte para muchos agricultores son usualmente altos debido a que sus tierras son parcelas dispersas y están ubicados alejados de las carreteras principales como se muestra en la Figura 3.4.

3.3.1 Análisis de la información – recolección de datos

A continuación se describirá la información actual de los elementos del problema como fuente inicial que a partir del cual en el siguiente capítulo se planteara la solución propuesta.



Figura 3.4. Ubicación de las parcelas de los agricultores

- Unidades de transporte.

Actualmente se dispone de seis vehículos de carga, tres de ellos con una capacidad de 10 TM y los otros restantes de 15 TM.

Se utiliza este recurso de forma aleatoria de acuerdo a la disponibilidad de cada unidad, sin tomar en cuenta las restricciones de distancia y capacidad

- Clientes

Para nuestro caso los clientes son los operadores productivos (agricultores) que están representados por los nodos, los mismos que están listados en la tabla 2.2 en estos nodos se indica la cantidad de jalapeños en kilogramos que se cosechara cada semana

La cantidad de materia prima de cada nodo no es un dato exacto, la variabilidad de estos números está influenciada por factores exógenos no controlables por el hombre, tales como cambio climático, ataque de plagas o la misma disponibilidad de la mano de obra que es escasa para este tipo de trabajos.

- Depósitos

Como lo hemos planteado, el depósito para nuestro caso sería la planta procesadora Ubicada en la Ciudad de Concepción; sin embargo, de acuerdo a

las operaciones propias de la zona en el distrito de Pichanaky se tiene una oficina administrativo a donde llegan todas las unidades de transporte para registrar el peso y emitirse la guía de remisión respectiva para los controles en la carretera. Por lo tanto Pichanaky será considerado como el depósito.

Para recorrer desde Pichanaky a la planta de procesamiento el trayecto es constante para cualquier ruta de recolección de entre los nodos, en cambio para recorrer desde Pichanaky hacia los centros de producción (nodos) se erigirán los arcos o distancias más convenientes para elegir la ruta, ver la figura 3.5

3.3.2 La programación actual de los vehículos de transporte

Para un diagnóstico de la situación actual hemos recurrido a los registros de recepción de materia prima de la campañas anteriores, y como habíamos mencionado la programación y el recorrido eran hechos de forma arbitraria sin tener en cuenta aspectos técnicos, no se habían utilizado herramientas de diseño de rutas para este objetivo. Entonces hemos filtrado datos más representativos y seleccionamos las fechas de 24 de diciembre para un vehículo de 15 TM y el 30 de octubre para un vehículo de 10 TM y cuyo extracto lo podemos ver en la tabla 3.3. Los Kg de cada operador productivo son reales y que pueden ser vistos en el Anexo 1 (guías de remisión reales) aquí evidenciamos claramente que la designación de los nodos para la ruta se realizaron sin tener en cuenta la optimización de la flota. El recorrido para cada ruta lo hemos graficado en las figuras 3.6 y 3.7 para el vehículo de 10 TM y 15 TM respectivamente..

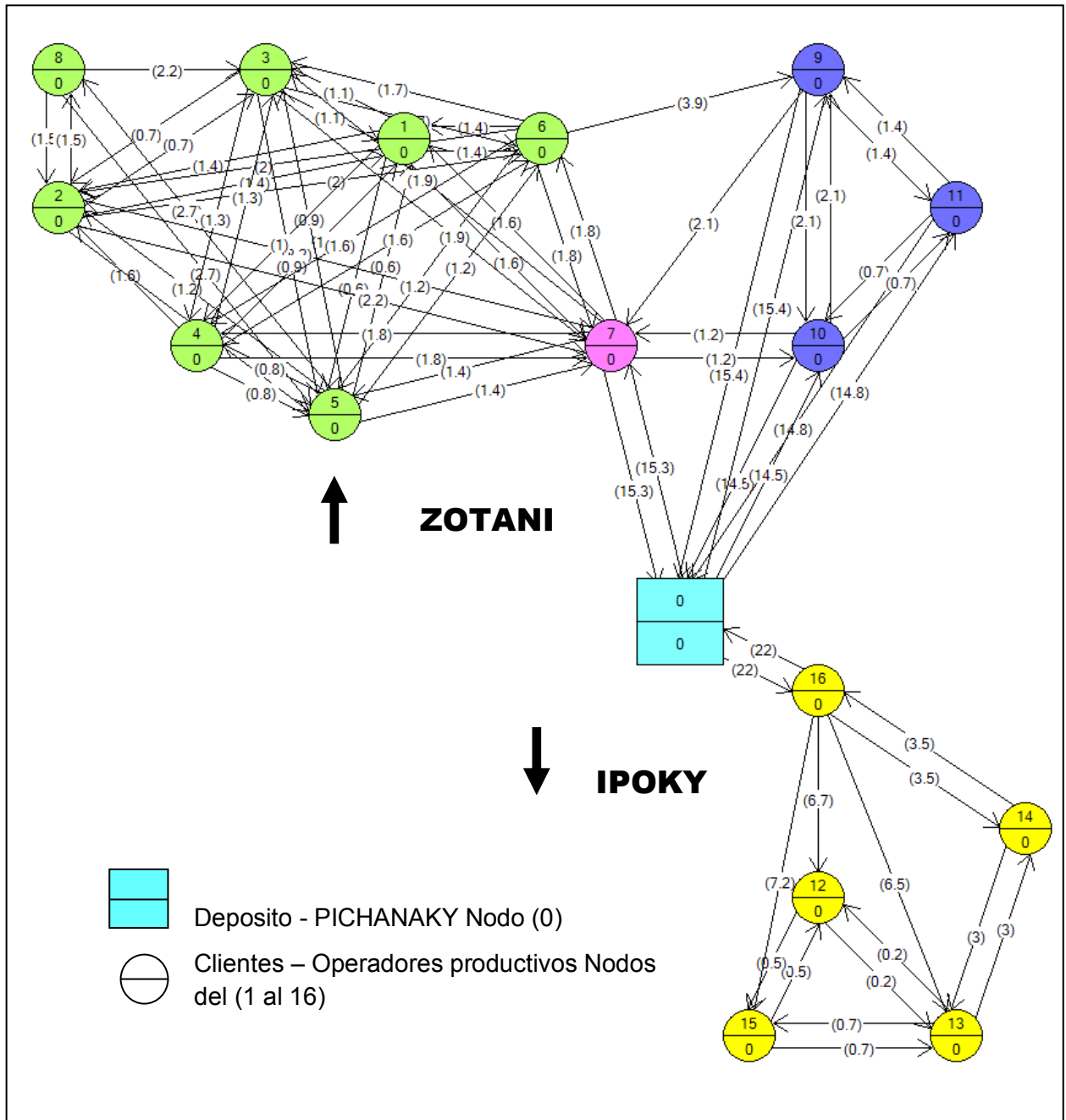


Figura 3.5. Grafo de Pichanaky (Zotani e Ipoki)

Fuente: Elaboración propia con Grafos v.1.3.5

Tabla 3.3. Extracto de datos de la recepción de Jalapeños campañas anteriores

Fecha y Capacidad	Nodo	Operador Productivo	Kg
30 Oct 2010 10 TM	2	Borja Ponce Romulo	314
	1	Adauto Aire Charles	988
	5	Arroyo Espinoza Reder	164
	3	Aire De Adauto Sara	1635
	6	Duran Contreras Alberto	357
	14	Salazar Diaz Marco	2303
	10	Lino Pizarro Roger	356
	9	Lino Bautista Antonio	2359
	24 Dic 2010 15 TM	2	Borja Ponce Romulo
3		Aire De Adauto Sara	3319
5		Arroyo Espinoza Reder	994
6		Duran Contreras Alberto	540
7		Espinoza Camañani Willian	330
1		Adauto Aire Charles	105
9		Lino Bautista Antonio	2720
12		Miranda Alcantara Gregorio	417

3.3.3 Efectos del sistema de programación actual

Actualmente los problemas que viene afrontando la empresa a consecuencia de una programación sin el uso de una herramienta de optimización en el transporte de materias primas se resumen en los siguientes:

- Los costos de transporte por cada Kg de Jalapenos son elevados cuando uno compara a los costos de empresas del mismo rubro.
- Como los recorridos son programados basados a la experiencia, tanto la visita a los campos y la llegada a la planta no tiene tiempo definido y esto trae como consecuencia un malestar en los agricultores y la planta no es abastecido justo a tiempo para su procesamiento.
- Las rutas tampoco son las más factibles como ya se ha evidenciado en el extracto de datos de la campaña anterior.

Muy por el contrario si el planeador hace uso de una herramienta de optimización de rutas y carga está claro lo que se pueda mejorar.

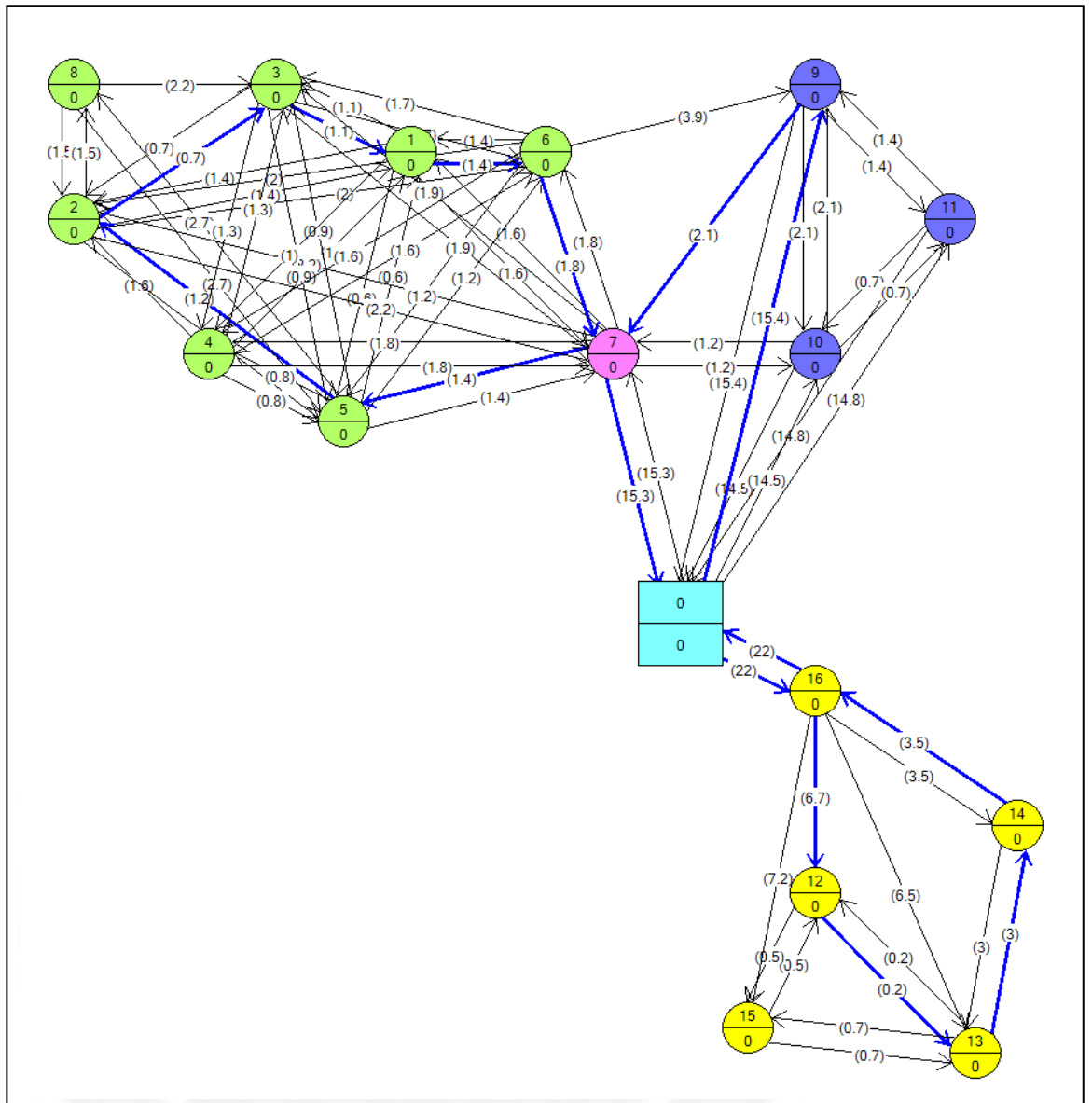


Figura 3.7 Ruta del vehículo de 15 TM

Distancia recorrida: 95.8Km

Capacidad transportada: 8,983 Kg

Costo Unitario en transporte S/. 0.184/Kg

4. METODOLOGIA DE LA PROPUESTA DE MEJORA

4.1 Datos de Análisis

En esta parte comenzaremos explicando cómo se ha organizado la fuente de abastecimiento y el análisis de datos para estimar la capacidad de oferta, seguidamente describiremos la flota de vehículos y al final el software Grafos 1.3.5 como herramienta de diseño de las rutas propuestas.

4.1.1 Fuente de abastecimiento

La fuente de abastecimiento proviene de dieciséis operadores productivos que están ubicados en dos sub zonas denominadas Ipoky y Zotani como se muestra en la tabla 4.1. Ipoky se ubica a 20 Km al Sureste de Pichanaky y Zotani está ubicado a 14 Km Noroeste de Pichanaky como ya se ha mostrado en la Figura 2.2 y 2.3.

Tabla 4.1. Lista de operadores productivos y su ubicación

NODO	AGRICULTORES PICHANAKY	SUB ZONAS
1	Adauto Aire Charles (Z)	Zotani
2	Borja Ponce Romulo	Zotani
3	Aire Rojas Milena Rosalin	Zotani
4	Alarcón Huamán Julia	Zotani
5	Arroyo Espinoza Reder	Zotani
6	Duran Contreras Celso Alberto	Zotani
7	Espinoza Camañani Willian	Zotani
8	Hinostroza Castillo Ilma Valentina	Zotani
9	Lino Bautista Antonio	Zotani
10	Lino Pizarro Roger*	Zotani
11	Silvera Fernandez Ivany Marly / Vladi	Zotani
12	Miranda Alcantara Gregorio Delfin	Ipoky
13	Requena Arteaga Casimiro	Ipoky
14	Salazar Diaz Marco	Ipoky
15	Mercado Miranda Miguel Angel	Ipoky
16	Adauto Aire Charles (I)	Ipoky

Tabla 4.2. Programa semanal de cosecha (Kg de M.P) de cada operador productivo (semanas del 27 al 52)

ID	Sem27 04-jul	Sem28 11-jul	Sem29 18-jul	Sem30 25-jul	Sem31 01-ago	Sem32 08-ago	Sem33 15-ago	Sem34 22-ago	Sem35 29-ago	Sem36 05-sep	Sem37 12-sep	Sem38 19-sep	Sem39 26-sep
1	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	1,871	2,834
2	-	-	9,546	4,128	13,048	14,205	14,888	15,000	14,293	14,977	14,380	9,178	13,393
3	-	-	-	-	-	-	3,027	8,106	2,522	1,249	4,699	3,503	4,812
4	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	3,103	2,088	4,025
5	-	-	-	-	-	-	-	-	-	9,040	5,033	5,592	5,314
6	-	-	-	-	-	-	-	-	-	4,447	4,205	2,242	1,028
7	-	-	-	-	-	3,037	4,861	2,523	2,125	1,296	1,070	997	1,211
8	-	-	6,050	-	14,669	10,514	4,335	5,557	6,867	9,541	1,230	6,485	4,578
9	4,746	11,747	8,502	10,555	12,730	14,890	12,802	13,169	8,518	7,132	5,217	8,737	9,275
10	1,476	5,451	4,784	6,735	9,854	3,766	4,868	5,877	2,674	2,458	7,016	9,890	3,751
11	-	-	-	-	-	-	-	3,905	4,115	2,974	2,688	2,385	1,912
12	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	4,376	2,665	8,045
13	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	2,485	5,546	5,411
14	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-
15	-	-	-	-	-	-	-	1,918	-	4,851	2,594	3,419	1,417
16	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	2,205	3,997
	6,222	17,199	28,882	21,418	50,300	46,412	44,781	56,057	41,114	57,965	58,097	66,803	71,002

Continuación de la Tabla 4.2. (semanas del 40 al 52) y Total

ID	Sem40 3-Oct	Sem41 10-Oct	Sem42 17-Oct	Sem43 24-Oct	Sem44 31-Oct	Sem45 7-Nov	Sem46 14-Nov	Sem47 21-Nov	Sem48 28-Nov	Sem49 5-Dic	Sem50 12-Dic	Sem51 19-Dic	Sem52 26-Dic	Total
1	8,086	6,696	5,453	4,327	3,690	3,557	3,809	4,245	4,640	4,790	4,559	3,925	3,016	64,659
2	12,235	11,520	12,302	12,102	11,757	12,142	11,694	10,425	9,482	8,644	7,914	7,406	7,246	247,385
3	3,189	2,914	2,670	2,403	2,156	1,941	1,766	1,635	1,547	1,499	1,481	1,480	1,479	49,640
4	3,646	3,045	2,215	1,906	1,687	1,701	1,873	1,853	2,269	2,292	2,116	1,751	1,284	35,209
5	8,678	7,537	5,939	5,095	4,883	4,712	4,804	4,668	5,121	5,032	4,649	3,987	3,186	88,813
6	2,809	2,703	2,538	2,339	2,125	1,913	1,716	1,545	1,405	1,301	1,231	1,193	1,179	33,792
7	2,045	2,307	2,429	2,829	2,806	2,570	2,250	1,646	1,363	988	740	620	540	38,121
8	5,766	5,849	5,718	5,279	5,094	3,325	2,937	1,882	1,594	1,336	1,164	609	-	103,409
9	8,172	9,722	10,468	10,451	9,955	8,187	7,710	6,071	5,399	4,042	3,806	3,123	2,244	195,458
10	4,565	4,841	4,993	5,002	4,860	4,569	4,146	3,537	3,170	2,562	2,461	2,135	1,833	109,672
11	1,605	1,772	2,083	2,433	2,725	2,881	2,857	2,650	2,291	1,597	1,388	1,006	753	41,510
12	3,882	3,276	4,410	4,378	4,212	3,463	3,645	3,311	2,981	2,674	2,407	2,190	2,028	55,252
13	5,034	4,940	6,335	6,289	6,051	5,929	5,236	4,757	4,282	3,759	3,458	3,146	2,913	73,174
14	4,975	6,265	7,305	6,630	5,681	4,425	4,280	4,052	4,087	4,009	4,400	4,366	4,033	64,509
15	2,297	1,925	1,828	1,754	1,760	1,809	1,861	1,878	1,827	1,685	1,438	1,082	621	34,236
16	7,884	12,096	11,766	11,936	11,886	10,511	8,895	7,973	7,832	8,239	8,175	9,143	9,107	130,537
	84,867	87,409	88,452	85,153	81,327	73,633	69,478	62,127	59,289	54,448	51,388	47,160	41,459	1,365,375

4.1.2 Capacidad de oferta de Jalapeños.

La capacidad de oferta es una programación por semanas de la cosecha de la materia prima, esta programación se ha construido comenzando en la semana 27 y finalizando en la semana 52 del año en curso como se muestra en la Tabla 4.2.

La metodología utilizada para la construcción de este programa está basada a los datos históricos de las campañas anteriores y consiste en lo siguiente

- Se ha construido una curva de cosecha típica que sirve de modelo
- Con dicha curva se simula el programa de cosechas semanales para cada operador productivo.
- Finalmente se consolida cada simulación individual y obteniendo así el programa oficial de cosecha para toda la campaña.
- Se toma en cuenta para todo ello: las fechas de finalización de siembra y la densidad de plantaciones por Hectárea.

4.1.3 Flota de vehículos

La disponibilidad de vehículos y sus respectivas capacidades podemos mostrarlo en la tabla 4.3, el costo para nuestro caso se considera fijo, porque la empresa lo toma en alquiler por viaje, independientemente del Km que recorre y los Kg que pueda transportar en cada viaje.

Tabla 4.3. Disponibilidad de Vehículos, Capacidad y Costo

TRANSPORTISTA	CAP TM	CANTIDAD	COSTO FIJO (S/.)
Caslan	10	3	1,350
Johan	10	1	1,400
Alvarez	10	1	1,400
Cocharcas	15	3	1,650
Cargo UNO	15	3	1,700

4.1.4 Software de Aplicación. “Grafos – v. 1.2.3.”

Para el diseño de rutas bajo el escenario y con los datos que contamos hemos recurrido al software “Grafos – v.1.2.3.” desarrollado por Alejandro Rodríguez Villalobos (2012), que a continuación describimos brevemente su alcance en las aplicaciones.


a. ¿Qué es Grafos – v. 1.2.3?

Grafos es un software para la construcción, edición y análisis de grafos. Este software pretende ser de utilidad para la docencia y el aprendizaje de la teoría de grafos (graph theory), y otras disciplinas relacionadas como la ingeniería de organización industrial, la logística y el transporte, investigación operativa, el diseño de redes, etc. Grafos se puede usar perfectamente para el modelado y resolución de problemas reales de cierto tamaño y complejidad, (Rodríguez 2012).

b. Algoritmos que se pueden resolver en “Grafos – v.1.2.3.”

A continuación podemos conocer los diferentes tipos de análisis que se pueden realizar con el software Grafos – v.1.2.3.

En el modo de edición gráfico observará una barra de herramientas con

los siguientes botones.  Desde esta barra podrá desplegar y utilizar todos los posibles algoritmos de Grafos que están organizados en las siguientes categorías: (Rodríguez 2012).

- Caminos
 - camino mínimo
 - camino máximo
- Árboles
 - árbol mínimo
 - árbol máximo
 - árbol de valor total mínimo
 - árbol de valor total máximo
- Flujos
 - flujo máximo
 - problema de transbordo
 - problema de asignación
 - localización a coste mínimo

- Rutas
 - circuito euleriano
 - problema de viajante de comercio
 - problema de m viajantes de comercio
 - problema de rutas de vehículos (VRP)
 - *problema de rutas con vehículos capacitados (CVRP)*

Al desplegar cualquiera de las categorías (con un grafo construido en pantalla) observará que algunas opciones están habilitadas y otras no. Para la aplicación de algunos algoritmos, Grafos requiere de algún dato de entrada, como un nodo origen seleccionado (origen), un nodo destino seleccionado (destino), un conjunto de nodos seleccionados (selección), o meta-datos para los problemas CVRP (VRP-XML). Los algoritmos que no requieren datos de entrada estarán siempre habilitados y podrán ser utilizados directamente, en cambio, para habilitar el resto de algoritmos deberá seleccionar (origen, destino, otros) según se indica en la opción de menú elegida, (Rodríguez 2012).

En el presente caso se ha utilizado la categoría: **Rutas** y la sub categoría **problema de rutas de vehículos capacitados (CVRP)**

c. Secuencia de pasos del uso del algoritmo (CVRP) en Grafos – v.1.2.3.

Para el diseño de rutas utilizando el software “Grafos – v.1.2.3” se ha seguido los siguientes pasos secuenciales: (Rodríguez 2012).

- i. Se ha dibujado el grafo
- ii. En la edición de tablas se ha introducido el valor de las distancias (aristas) factibles entre nodos y al nodo Origen (Pichanaky).
- iii. Con el archivo editado en los pasos anteriores, se selecciona el botón análisis de rutas y al desplegarse se selecciona la opción Gestión de datos VRP – XML como se muestra en la Figura 3.1.

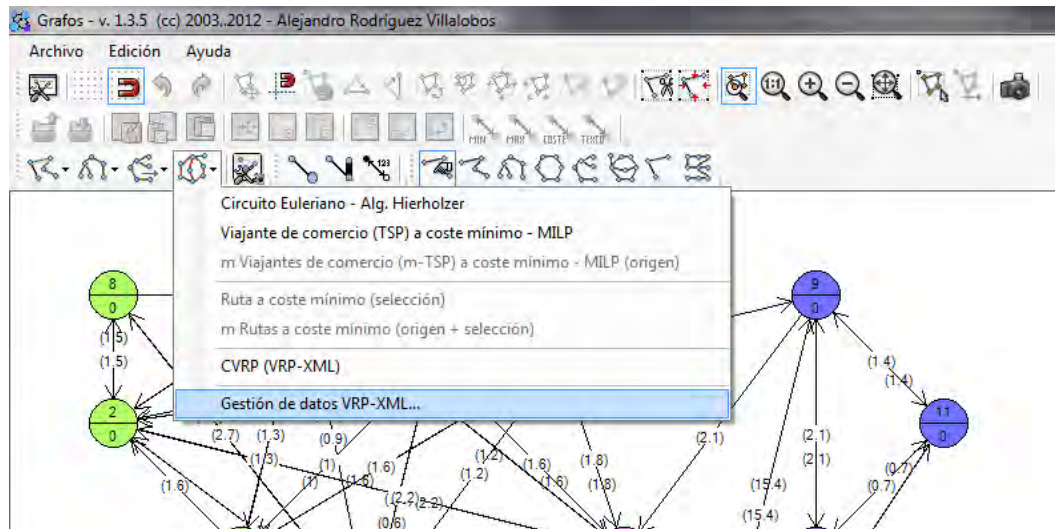


Figura 4.1. Algoritmo utilizado del software “Grafos v.1.3.5”

- iv. Se carga los datos de las restricciones que en nuestro caso son: La flota de vehículos con sus capacidades y costos, y los clientes que en nuestro caso son los agricultores con la oferta de materia prima identificados con el número de nodo de acuerdo a la tabla 4.1. La ventana de dialogo para este procedimiento es mostrado en la figura 4.2.
- v. Finalmente queda listo para correr el programa, el mismo que será explicado en detalle en el tratado de diseño de rutas, la particularidad de este algoritmo en el software de grafos es que calcula la ruta y asigna los vehículos Si todo es correcto, a continuación el algoritmo comenzará su proceso de cálculo. El tiempo requerido dependerá del tipo de variantes del VRP, de la complejidad del problema a resolver, y por supuesto de la capacidad de cómputo del ordenador. En cualquier caso, los problemas de optimización tipo MILP (programación lineal entera mixta) son extremadamente complejos y requieren un tiempo de computación muy superior (Rodríguez 2012).

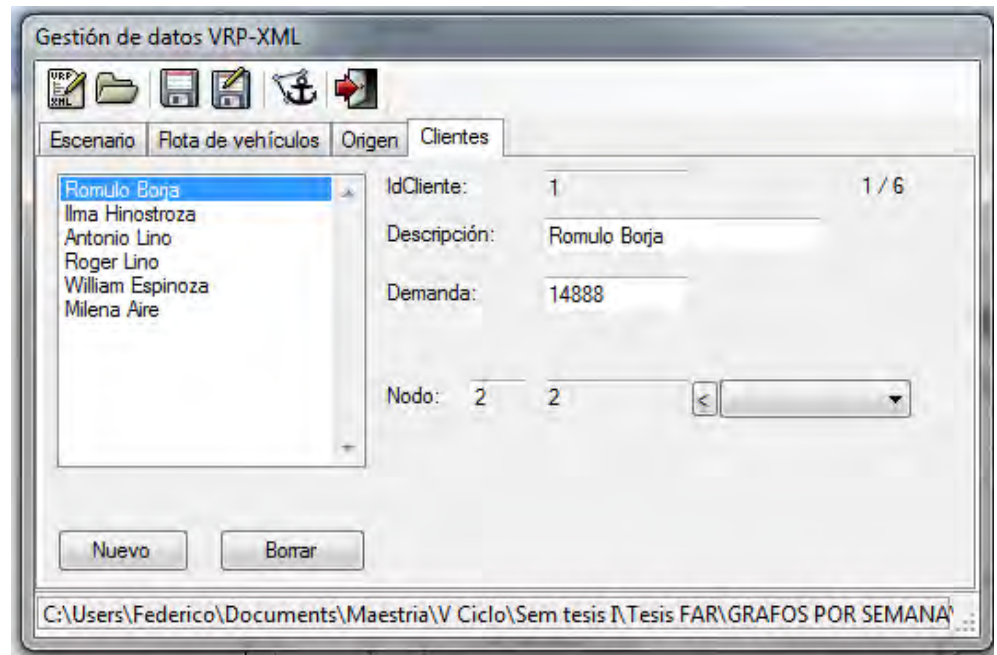


Figura 4.2. Ventana para la gestión de datos VRP-XML

4.2 Diseño de rutas

La alternativa planteada para el presente caso consiste en haber analizado la planificación del abastecimiento de materia prima a la planta industrial, para lo cual se ha utilizado como herramienta de gestión la “teoría de grafos” y el “diseño de rutas” para cada semana teniendo como restricciones la capacidad de oferta de cada operador productivo (agricultor) y la capacidad de los vehículos disponibles por la empresa

En primer lugar se ha construido el Grafo que ya hemos visto en la Figura 2.5 considerando para ello como Nodo origen “0” al centro de acopio que se localiza en Pichanaky y los Nodos del “1” al “16” que correspondían a los operadores productivos de acuerdo a la Tabla 3.1.

Las aristas representan a las distancias que existe entre cada nodo las cuales son mostrados en la Tabla 4.4, estas distancias tienen concordancia al acceso factible que existe realmente entre los nodos, por otro lado, existen nodos que no pueden ser conectados entre sí a las que denominaremos distancias no factibles debido a que no existe vía de acceso entre ellos, por ejemplo el Nodo “11” y el Nodo “14”, para que ambos se conecten tienen que pasar por el Nodo “0” (origen), otro ejemplo que podríamos mencionar son que los Nodos “7” y “11” tampoco pueden ser conectados directamente sin pasar por el nodo “10” por lo tanto a estas aristas lo

estamos representado por una distancia muy grande “M” como se puede observar en la Tabla 4.4 con el objetivo de llenar la tabla.

Tabla 4.4. Matriz de distancias factibles entre los Nodos.

	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16
0	###	M	M	M	M	M	M	15.3	M	15.4	14.5	14.8	M	M	M	M	22.0
1	M	##	1.4	1.1	1.0	0.6	1.4	1.6	M	M	M	M	M	M	M	M	M
2	M	1.4	###	0.7	M	1.2	2.0	2.2	1.5	M	M	M	M	M	M	M	M
3	M	1.1	0.7	###	1.3	0.9	1.7	1.9	M	M	M	M	M	M	M	M	M
4	M	1.0	1.6	1.3	###	0.8	1.6	1.8	M	M	M	M	M	M	M	M	M
5	M	0.6	1.2	0.9	0.8	###	1.2	1.4	2.7	M	M	M	M	M	M	M	M
6	M	1.4	2.0	1.7	1.6	1.2	###	1.8	M	3.9	M	M	M	M	M	M	M
7	15.3	1.6	2.2	1.9	1.8	1.4	1.8	###	M	M	1.2	M	M	M	M	M	M
8	M	M	1.5	2.2	M	2.7	M	M	###	M	M	M	M	M	M	M	M
9	15.4	M	M	M	M	M	M	2.1	M	###	2.1	1.4	M	M	M	M	M
10	14.5	M	M	M	M	M	M	1.2	M	2.1	###	0.7	M	M	M	M	M
11	14.8	M	M	M	M	M	M	M	M	1.4	0.7	###	M	M	M	M	M
12	M	M	M	M	M	M	M	M	M	M	M	M	###	0.2	M	0.5	M
13	M	M	M	M	M	M	M	M	M	M	M	M	0.2	###	3.0	0.7	M
14	M	M	M	M	M	M	M	M	M	M	M	M	M	3.0	###	M	3.5
15	M	M	M	M	M	M	M	M	M	M	M	M	0.5	0.7	M	###	M
16	22.0	M	M	M	M	M	M	M	M	M	M	M	6.7	6.5	3.5	7.2	###

Elaboración propia

4.2.1 Algoritmo asignar primero - rutear después

En el presente trabajo de aplicación, hemos utilizado este procedimiento de dos fases, porque se acomodaba mejor al problema identificado por la magnitud y particularidad que presentaba, se cuenta con datos de programación de cosecha lo que nos dio luces de utilizar este método que describiremos a continuación la forma de su adaptación y utilización

a. Formación del Cluster

Para la formación de clusters hemos usado la información del programa de cosechas semanales que mostramos en la tabla 4.2 y el grafo de la figura 4.3.

El programa semanal de cosechas nos ha proporcionado la información necesaria como restricción para la capacidad de la flota de vehículos, se ha tenido en cuenta la oferta total por semana, esto quiere decir que los clusters han ido variando de semana en semana.

Por otro lado el grafo nos ha mostrado con claridad la ubicación de los nodos que debería ser considerado en cada cluster, bajo este escenario se han formado cuatro clusters como se puede observar en la Figura 4.3. Hay una particularidad para formar los clusters 1, 2 y 3, como ya habíamos mencionado líneas arriba, hay una forma dinámica en que los nodos que conforman estos clusters van cambiando semana a semana en función a la capacidad de oferta de cada agricultor dentro de la semana, el procedimiento se ajusta a uno del tipo de *búsqueda local*, específicamente al sub tipo de *operadores de Van Breedam* como resultado de este operador, es el Nodo 7 el cual puede clasificarse en movidas multiruta. En las movidas multiruta, además de cambios en el orden de las visitas se suele modificar el conjunto de agricultores visitados en cada ruta, entonces en las semanas dicho nodo forma parte del cluster 1 en otra semana es parte del cluster 2 y en algunas otras semanas es parte del cluster 3.

b. Selección de Los vehículos.

Los vehículos han sido seleccionados para cada semana tomando en cuenta su capacidad y también la oferta de materia prima de los agricultores que correspondía a la misma semana. Como los vehículos se toman en alquiler no es restricción la disponibilidad, teniendo oportunidad de rentar con capacidades de 10 TM o 15 TM según se requiera para cada semana y cada cluster. El software se encargaba al final de asignar el vehículo para la ruta factible con la menor distancia a recorrer y la combinación de vehículos al menor costo.

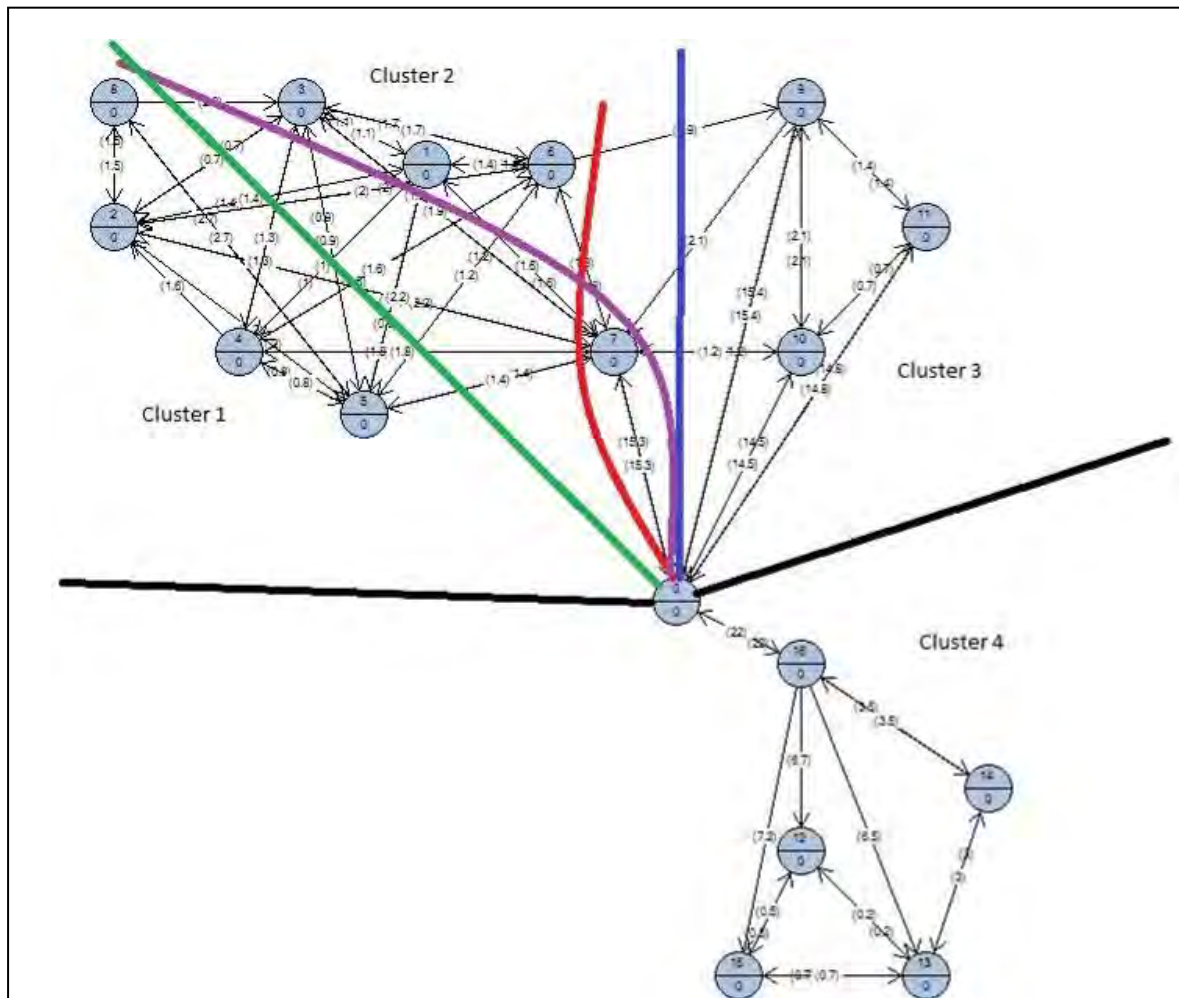


Figura 4.3. Grafo con los cluster formados.

Fuente: Elaboración propia con Grafos v.1.3.5

c. Ruteo de Vehículos

Una vez definido los clusters y también seleccionado los vehículos, se hizo uso del software Grafos v.1.2.3 para definir las rutas de cada vehículo. Para este efecto se han definido las siguientes restricciones:

La capacidad de los vehículos, Grafos asigna los vehículos a una determinada ruta hasta completar su capacidad y a la vez le define la ruta de menor distancia para completar su recorrido.

La otra restricción es la oferta de cada operador productivo, Grafos asigna los nodos que debe recorrer el vehículo hasta completar la carga, esta iteración se realiza para cada cluster y para cada semana.

4.2.2 Las rutas como resultado de la Aplicación del algoritmo (CVRP) en Grafos – v.1.2.3

Con los clusters de cada semana se ha utilizado el software “Grafos v.1.3.5” para diseñar las rutas, para ello se ha utilizado el algoritmo de rutas – problema de rutas de vehículo capacitados CVRP. Para la aplicación del algoritmo, Grafos requiere datos de entrada, como un nodo origen seleccionado (origen), un nodo destino seleccionado (destino), un conjunto de nodos seleccionados (selección), o meta-datos para los problemas CVRP (VRP-XML), (Rodríguez 2012). En nuestro caso, el nodo “origen” será el nodo “destino” porque nuestra labor es hacer un acopio y no una repartición.

Grafos tiene una ventana para la gestión de datos VRP – XML, el mismo que es alimentado con los datos de las tablas 4.2 y 4.3 para cada semana y cada cluster, luego se hace correr el programa y nos muestre los resultados de la siguiente manera: el número de vehículos y rutas que se utilizará para cada cluster, los Km recorridos, los costos incurridos y un Grafo con las rutas solución.

4.2.3 Validación del algoritmo de dos fases con Programación lineal entera y corrido en AMPL

Para validar la heurística de dos fases y su factibilidad, hemos utilizado el modelo matemático Fleet Size and Mix VRP con costes fijos (FSMF) que es una variante del CVRP-HF porque contamos con vehículos de diferentes capacidades y cantidades limitadas, el modelo matemático es el siguiente y hemos tomado de Olivera (2004):

$$\min \sum_{k \in T} f^k \sum_{j \in \Delta+(0)} x_{0j}^k + \sum_{k \in T} \sum_{(i,j) \in E} c_{ij}^k x_{ij}^k \quad (4.1)$$

$$\text{s.a.} \quad \sum_{k \in T} \sum_{i \in \Delta+(j)} x_{ij}^k = 0 \quad \forall j \in V \setminus \{0\} \quad (4.2)$$

$$\sum_{j \in \Delta+(i)} x_{ij}^k - \sum_{j \in \Delta-(i)} x_{ji}^k = 0 \quad \forall i \in V, \forall k \in T \quad (4.3)$$

$$r_0 = 0 \quad (4.4)$$

$$r_j - r_i \geq (d_j + q^{|T|}) \sum_{k \in T} x_{ij}^k - q^{|T|} \quad \forall i \in V \setminus \{0\}, \forall i \in \Delta+(i) \quad (4.5)$$

$$r_j \leq \sum_{k \in T} \sum_{i \in \Delta-(j)} q_k x_{ij}^k \quad \forall j \in V \setminus \{0\} \quad (4.6)$$

$$\sum_{j \in \Delta^+(0)} x_{0j}^k \leq vk \quad \forall k \in T \quad (4.7)$$

$$x_{ij}^k \in \{0,1\} \quad \forall (i,j) \in E, \forall k \in T$$

$$r_j \geq 0 \quad \forall j \in V$$

Las variables binarias x_{ij}^k indican si el arco (i,j) es utilizado por el vehículo k y las variables r_i positivas indican la carga acumulada en la ruta correspondiente hasta el nodo i (inclusive). La función objetivo (4.1) mide el costo total de la solución incluyendo costos fijos y variables. Las restricciones 4.2 establecen que todo cliente debe ser visitado por algún vehículo. En 4.3 se indica que si un vehículo de tipo k visita al nodo i , entonces un vehículo del mismo tipo debe abandonarlo. Las restricciones 4.4 y 4.5 fijan los valores de las variables r_i y actúan como restricciones de eliminación de subtours, mientras que la capacidad de los vehículos se impone en 4.6. Agregamos la restricción 4.7 porque es conocida de antemano la cantidad de vehículos disponibles tipo k que fuera v_k . (Olivera 2004)

Cargamos la base de datos de la programación semanal de la oferta de materia prima desde la semana 27 hasta la semana 52 según la Tabla 4.2 que corresponde a las variables r_i del modelo.

Cargamos la flota de vehículos según la tabla 4.3 pero para facilidad de entendimiento e interpretación hicimos una agrupación en base a los costos fijos que resumimos en la Tabla 4.5. Y esto corresponde a las variables tipo k que fuera v_k .

Tabla 4.5 Agrupación de la flota de vehículos según el costo fijo

GRUPO	CAP Carga útil Kg	CANTIDAD	COSTO FIJO (S/.)
1	8,410	3	1,350
2	8,410	2	1,400
3	12,325	3	1,650
4	12,325	3	1,700

Elaboración propia

Cargamos la matriz de distancias factibles entre nodos según la tabla 4.4 y que corresponden a los arcos (i,j) entre nodos.

Obteniendo la licencia temporal del AMPL, corrimos el modelo codificado en el “solver Cplex” dentro del lenguaje AMPL y que mostramos a continuación con

los variable y restricciones para finalmente compararlos con los resultados obtenidos utilizando el método de dos fases

```

set Nodos := 0..16;
set vehiculos := 1..4;
set semanas := 1..26;

set Matriz := {i in Nodos, j in Nodos: i<>j};
set Matriz2 := {Matriz,vehiculos};
set Matriz3 := {Nodos, semanas};

param Costo_vehiculos {vehiculos};
param distancias {Matriz};
param vehiculos_maximos {vehiculos};
param capacidad {vehiculos};
param demanda {Nodos};
param demanda_semanal {Matriz3};

var x {Matriz2} binary;
var r {Nodos} >=0;

minimize Costos:
    sum {j in Nodos, k in vehiculos:j<>0} Costo_vehiculos[k] * x[0,j,k] +
    sum {(i,j,k) in Matriz2:i<>j} distancias[i,j] * x[i,j,k];

#restricciones

#todos los nodos deben ser visitados
subject to visitar_nodos {j in Nodos: j<>0}:
    sum {k in vehiculos, i in Nodos: i<>j} x[i,j,k] = if demanda[j] = 0
    then 0 else 1;

#numero de vehiculos
subject to vehmax {k in vehiculos}:
    sum {j in Nodos:j<>0} x[0,j,k] <= vehiculos_maximos[k];

#entrada y salida de nodos
subject to ent_sal {j in Nodos, k in vehiculos:j<>0}:
    sum {i in Nodos: i<>j} x[i,j,k] - sum {m in Nodos:m<>j} x[j,m,k] = 0;

#r0 igual a 0
subject to r0_es_cero:
    r[0] = 0;

#subtours
subject to subtour {i in Nodos, j in Nodos: i<>j and j<>0}:
    r[j] - r[i] >= (demanda[j] + capacidad[4]) * sum{k in vehiculos}
    x[i,j,k] - capacidad[4];

#capacidad
subject to cap {j in Nodos: j<>0}:
    r[j] <= sum {i in Nodos, k in vehiculos:i<>j} capacidad[k] * x[i,j,k];

```


5. EVALUACIÓN DE RESULTADOS

Luego de hacer las corridas en “Grafos” para cada semana de acuerdo al programa de cosechas, obtenemos los siguientes resultados que iremos evaluando y explicando su pertinencia.

5.1 Resultado en número de rutas

Siguiendo la secuencia descrita en el capítulo anterior para utilizar el software “Grafos” hemos obtenido la Tabla 5.1 donde reportamos el número de rutas o vehículos utilizados para cada “cluster” y para cada semana, esto nos permite programar adecuadamente a los proveedores de las flotas de vehículos.

Tabla 5.1. Número de rutas en cada “Cluster”

Semanas	Número de rutas* en cada Cluster				Rutas Total
	1	2	3	4	
Sem27	0	0	1	0	1
Sem28	0	0	2	0	2
Sem29	1	0	1	0	2
Sem30	0	0	2	0	2
Sem31	2	0	2	0	4
Sem32	2	0	2	0	4
Sem33	1	1	2	0	4
Sem34	2	0	2	1	5
Sem35	2	0	2	0	4
Sem36	3	0	1	1	5
Sem37	2	1	1	1	5
Sem38	2	1	2	1	6
Sem39	2	1	1	2	6
Sem40	3	2	2	2	9
Sem41	3	1	2	3	9
Sem42	3	1	2	3	9
Sem43	2	1	2	3	8
Sem44	2	1	2	3	8
Sem45	2	1	2	3	8
Sem46	2	1	2	3	8
Sem47	2	1	1	3	7
Sem48	2	1	1	3	7
Sem49	2	1	1	2	6
Sem50	2	1	1	2	6
Sem51	2	0	1	2	5
Sem52	1	0	1	2	4
TOTAL	47	16	41	40	144

Fuente: Elaboración propia (*) es igual también a número de vehículos

La cantidad máxima de rutas lo tendremos en las semanas 40, 41 y 42, con 9 rutas respectivamente y como es lógico utilizaremos los vehículos disponibles a menor costo. Por otro lado, en el cluster 1 en toda la campaña tendremos 47 rutas, en el cluster 2, 16 rutas mientras que en el cluster 3, 41 rutas y en el cluster 4 tendremos 40 rutas, haciendo un total de 144 rutas durante toda la campaña agrícola.

A continuación explicaremos las rutas de la semana 28 que obtuvimos como resultado de "Grafos", la Figura 5.1 (a), nos muestra los nodos de todo el sistema y dentro de ello esta trazado las rutas correspondientes, para mejorar la visualización expandimos el grafo y obtenemos la Figura 5.1 (b) donde están las rutas solución con los arcos coloreados en este caso de celeste y rojo, y los nodos conectados por los arcos son los que pertenecen a la solución y serán visitados por los vehículos, estas rutas son:

Ruta 1: {0-9-0} recorrido 30.8 Km

Ruta 2: {0-10-0} recorrido 29 Km

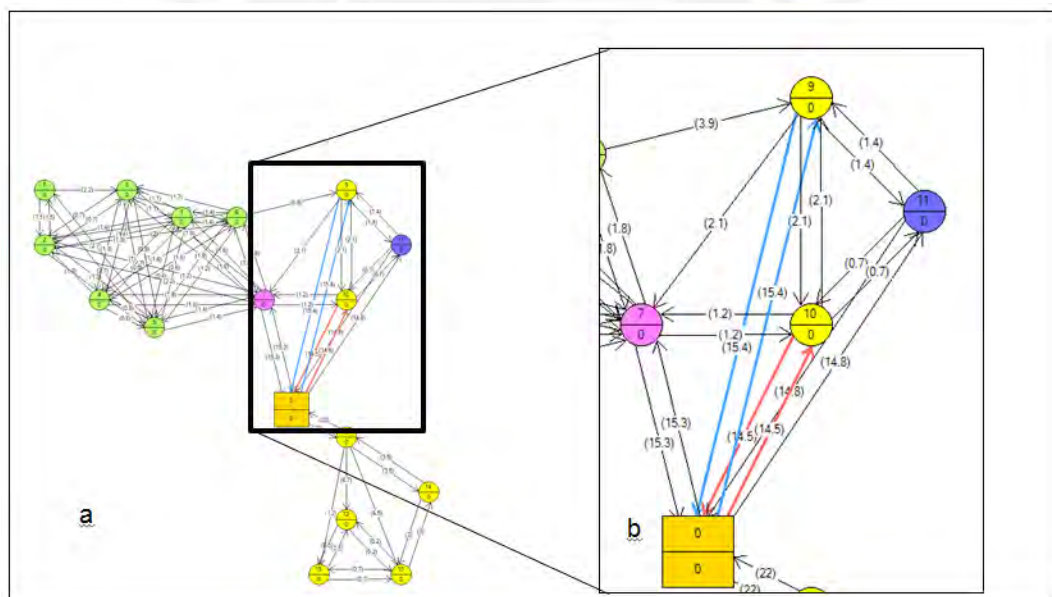


Figura 5.1. Grafo solución con las rutas para la sema 28

Lo mismo haremos ahora para la semana 33 y lo mostrado en la Figura 5.2 (a) donde se encuentran todo los nodos y sus respectivos arco (diastancias factibles) y la parte (b) nos muestra las cuatro rutas para esta sema cuyos arcos estan coloreados de verde, celeste, rojo y azul y estas rutas son:

Ruta 1: {0-7-2-7-0} recorrido 35 Km

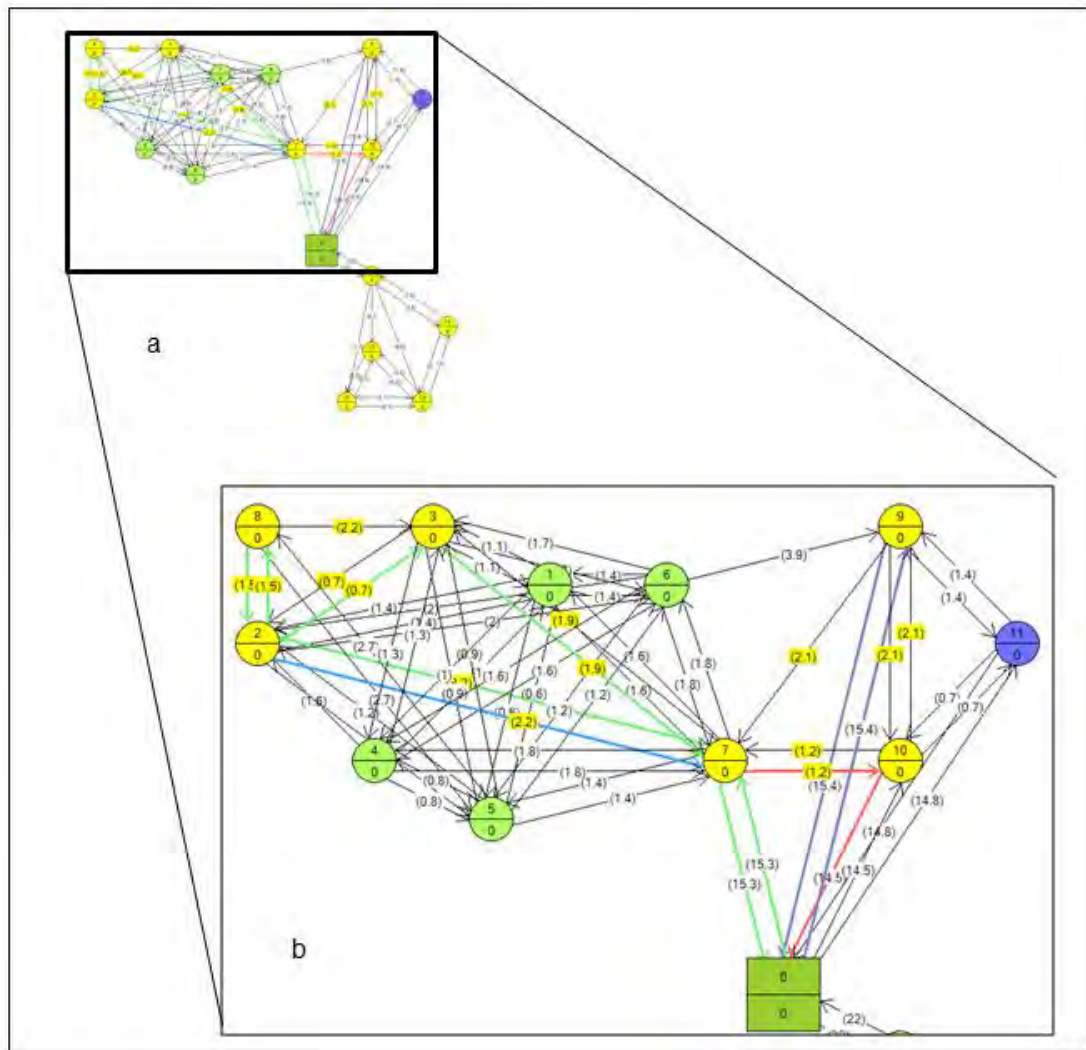


Figura 5.2. Grafo solución con las rutas para la semilla 33

Ruta 2: {0-7-10-0} recorrido 31 Km

Ruta 3: {0-7-2-8-2-3-7-0} recorrido 38.4 Km

Ruta 4: {0-9-0} recorrido 30.8 Km

En las rutas 1 el nodo 7 no es parte de la ruta de acopio, en la ruta 3 los nodos 2 y 7 tampoco son parte de la ruta de acopio, necesariamente hacen paso por estos nodos por estar en el trayecto de paso a los nodos de acopio.

De similar forma tenemos la Figura 5.3 (a) y (b) donde podemos observar las rutas de la semana 40 - cluster 4 y estas son:

Ruta 1: {0-16-12-14-13-0} recorrido de 57.4 Km.

Ruta 2: {0-16-15-13-14-16-0} recorrido 58.4 Km

En ambas rutas los números de nodos resaltados en amarillo son solo de tránsito.

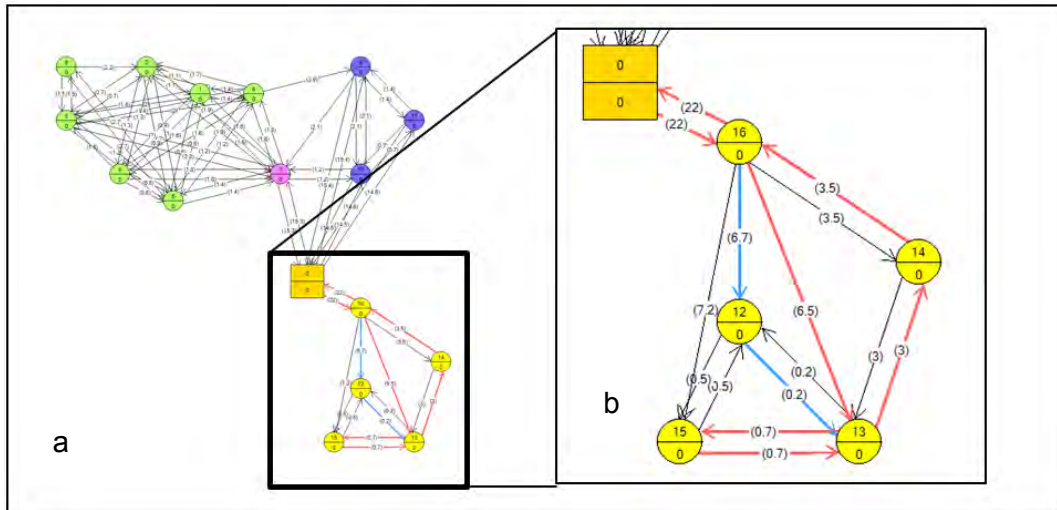


Figura 5.3. Grafo solución con las rutas para la semana 40 - cluster 4

Los demás grafos soluciones los podemos ver en el Anexo 1 y sus explicaciones de sus rutas son muy similares a lo explicado líneas antes, a continuación presentamos la Tabla 5.2 donde nos muestra las rutas para cada semana y cada cluster

Tabla 5.2. Resultado de las rutas para cada semana y cada Cluster

Semanas	Cluster 1			Cluster 2		Cluster 3		Cluster 4		
	Ruta 1	Ruta 2	Ruta 3	Ruta 1	Ruta 2	Ruta 1	Ruta 2	Ruta 1	Ruta 2	Ruta 3
sem 27						0-9-10-0				
sem 28						0-9-0	0-10-0			
sem 29	0-2-10-0					0-9-8-0				
sem 30						0-9-2-0	0-10-0			
sem 31	0-2-0	0-8-0				0-9-0	0-10-0			
sem 32	0-8-0	0-9-0				0-2-0	0-10-7-0			
sem 33	0-2-0			0-8-3-0		0-7-10-0	0-9-0			
sem 34	0-2-0	0-8-3-0				0-10-7-0	0-9-0	0-11-15-0		
sem 35	0-2-0	0-8-3-0				0-7-10-11-0	0-9-0			
sem 36	0-7-2-0	0-7-8-2-0	0-3-6-7-5-0			0-9-10-0		0-15-0-7-11-0		
sem 37	0-2-0	0-5-4-8-0		0-3-6-7-0		0-9-11-10-0		0-15-12-13-0		
sem 38	0-2-5-0	0-4-8-0		0-1-3-6-7-0		0-9-11-0	0-10-0	0-12-15-13-16-0		
sem 39	0-2-0	0-8-5-4-0		0-7-6-1-3-0		0-10-11-9-0		0-12-13-14-15-16-0	0-13-14-16-0	
sem 40	0-2-0	0-5-4-0	0-7-8-0	0-1-0	0-6-3-0	0-9-0	0-10-11-0	0-12-16-0	0-13-15-14-0	
sem 41	0-2-0	0-5-4-0	0-7-8-0	0-3-1-6-0		0-9-11-0	0-10-0	0-12-13-0	0-14-15-0	0-16-0
sem 42	0-2-0	0-5-7-0	0-4-8-0	0-3-1-6-0		0-9-0	0-10-11-0	0-12-14-0	0-13-15-0	0-16-0
sem 43	0-2-0	0-8-5-4-0		0-6-1-3-7-0		0-9-0	0-10-11-0	0-12-13-0	0-14-15-0	0-16-0
sem 44	0-2-0	0-4-5-8-0		0-6-1-3-7-0		0-9-0	0-10-11-0	0-14-0	0-15-12-13-0	0-16-0
sem 45	0-2-0	0-4-5-8-7-0		0-3-1-6-0		0-9-0	0-10-11-0	0-12-16-0	0-13-15-0	0-16-0
sem 46	0-2-0	0-4-5-8-7-0		0-3-1-6-0		0-9-0	0-10-11-0	0-12-14-0	0-13-15-0	0-16-0
sem 47	0-2-8-0	0-4-5-7-0		0-3-1-6-0		0-9-11-10-0		0-12-13-0	0-14-15-0	0-16-0
sem 48	0-8-5-7-0	0-4-2-0		0-3-1-6-0		0-9-11-10-0		0-12-15-0	0-13-14-0	0-16-0
sem 49	0-2-8-0	0-4-5-7-0		0-3-1-6-0		0-9-11-10-0		0-15-12-13-14-0	0-16-0	
sem 50	0-2-0	0-8-5-4-0		0-6-3-1-7-0		0-9-11-10-0		0-15-12-13-14-0	0-16-0	
sem 51	0-2-8-0	0-3-4-1-7-0				0-10-5-6-9-11-0		0-13-16-0	0-12-15-14-0	
sem 52	0-4-2-5-7-0					0-10-3-1-6-9-11-0		0-12-15-14-0	0-13-16-0	

Fuente: Elaboración propia

Cada ruta de esta tabla solo nos muestra los nodos de las rutas de acopio, quiere decir que son los operadores productivos que cosecharán en la semana indicada y los vehículos asignados pasarán a recoger los Jalapeños.

5.2 Resultados en distancia recorrida

Como ya observamos las rutas de acopio en la Tabla 5.2 a continuación mostraremos las distancias recorridas en Km en cada ruta de acopio. La Tabla 5.3 muestra los resultados obtenidos luego de rutear cada “cluster” con su respectiva asignación de vehículos, como se podrá observar en las semanas del 27 al 35 hay “cluster” que no tienen recorrido, esto debido a que sus operadores productivos no tenían oferta de materia prima.

Tabla 5.3. Distancia recorrida por los vehículos en cada Cluster

Semanas	(Km) recorrido en cada Cluster				Km Total
	1	2	3	4	
Sem27	0.00	0.00	32.00	0.00	32.00
Sem28	0.00	0.00	59.80	0.00	59.80
Sem29	35.40	0.00	40.20	0.00	75.60
Sem30	0.00	0.00	66.20	0.00	66.20
Sem31	73.00	0.00	61.80	0.00	134.80
Sem32	73.00	0.00	59.80	0.00	132.80
Sem33	35.00	38.40	61.80	0.00	135.20
Sem34	73.40	0.00	61.80	88.00	223.20
Sem35	73.40	0.00	62.80	0.00	136.20
Sem36	110.20	0.00	32.00	90.40	232.60
Sem37	74.60	36.00	32.00	58.40	201.00
Sem38	74.60	36.80	60.60	58.40	230.40
Sem39	74.60	36.80	32.00	115.40	258.80
Sem40	107.60	69.80	60.80	115.80	354.00
Sem41	107.60	36.80	60.60	159.80	364.80
Sem42	107.60	36.80	60.80	159.80	365.00
Sem43	74.60	36.80	60.80	159.80	332.00
Sem44	74.60	36.80	60.80	153.40	325.60
Sem45	74.60	36.80	60.80	159.80	332.00
Sem46	74.60	36.80	60.80	159.80	332.00
Sem47	72.60	36.80	32.00	159.80	301.20
Sem48	74.60	36.80	32.00	159.40	302.80
Sem49	72.60	36.80	32.00	102.40	243.80
Sem50	74.60	36.80	32.00	102.40	245.80
Sem51	74.40	0.00	38.40	115.40	228.20
Sem52	36.60	0.00	40.20	115.40	192.20
TOTAL	1,723.80	585.80	1,294.80	2,233.60	5,838.00

Fuente: Elaboración propia

La menor distancia recorrida ocurre en el “cluster” 3 de 32 Km. debido a que al agrupar primero y rutear después, uno de los criterios de agrupamiento fue las distancias más cercanas, esto nos ha permitido obtener recorridos más cortos en

cada uno de los “clusters” mientras que la mayor distancia recorrida se da en el “cluster” 9 con 159.8 Km.

Analizando las distancias recorridas por semana en cada cluster tenemos lo siguiente: **cluster 1**, distancia mínima 35 Km en la semana 33, distancia máxima 110.2 Km en la semana 32, **cluster 2**, distancia mínima 36 Km en la semana 37, distancia máxima 69.8 Km en la semana 40, pero hay una particularidad que el recorrido en su mayoría de las semanas solo es 36.8 Km, la explicación es porque en la semana 40 se utilizará 2 vehículos por la oferta pico de materia prima, **cluster 3**, distancia mínima 32 Km en las semanas donde utilizaremos un solo vehículo, distancia máxima 66.2 Km en la semana 30 y **cluster 4**, distancia mínima 58.4 Km en las semanas 37 y 38, distancia máxima 159.8 Km en las semanas 41,42, 43 y 45 al 48, y finalmente la distancia recorrida en toda la campaña es de 5,838 Km

5.3 Resultado del porcentaje de utilización de las capacidades de los vehículos

A continuación presentaremos tres tablas que nos muestran lo siguiente: Tabla 5.4 muestra los Kg que se han acopiado de cada operador productivo (nodos), la Tabla 5.5. muestra la capacidad nominal en Kg de los vehículos asignados a cada ruta dentro de los “clusters” y dentro de cada semana y la Tabla 5.6 nos muestra el porcentaje de utilización del cada flota en cada semana y cada cluster y del total general.

En el cluster 1 se han acopiado 495,300 Kg de jalapeños dentro de 47 rutas.

En el cluster 2, 135,798 Kg con 16 rutas.

En el cluster 3, 369,157 Kg con 41 rutas.

En el cluster 4, 365,124 Kg con 40 rutas.

Finalmente se acopiaron en total 1,365,379 Kg con 144 rutas.

Uno de nuestros objetivos fue la optimización de la utilización de las capacidades de los vehículos para mejorar los costos de transporte de materia prima y también reducir el recorrido de cada vehículo, si bien el costo de cada vehículo es fijo, pero nos da oportunidad de negociar con los proveedores de las flotas de los vehículos para mejorar el costo beneficio tanto para AIMSAC y para los proveedores de la flota de vehículos, esto fortalecerá la relación comercial de mutuo beneficio.

Tabla 5.4. Volumen en Kg acopiado por cada Nodo

Semanas	Kg acopiados en cada Cluster				Rutas Total
	1	2	3	4	
Sem27	0	0	6,222	0	6,222
Sem28	0	0	15,103	0	15,103
Sem29	11,775	0	11,957	0	23,732
Sem30	0	0	18,800	0	18,800
Sem31	23,046	0	20,900	0	43,946
Sem32	22,186	0	19,112	0	41,298
Sem33	12,233	7,362	18,514	0	38,109
Sem34	23,470	0	18,771	5,823	48,064
Sem35	19,458	0	15,179	0	34,637
Sem36	32,255	0	7,879	7,494	47,628
Sem37	19,731	8,195	12,259	8,231	48,416
Sem38	19,180	7,077	17,268	11,368	54,893
Sem39	22,440	8,121	12,274	15,504	58,339
Sem40	32,370	14,084	14,342	24,072	84,868
Sem41	30,258	12,313	16,335	28,502	87,408
Sem42	28,603	10,661	17,544	31,644	88,452
Sem43	24,382	11,898	17,886	30,989	85,155
Sem44	23,421	10,777	17,540	29,590	81,328
Sem45	24,450	7,411	15,637	26,137	73,635
Sem46	23,558	7,291	14,713	23,917	69,479
Sem47	20,474	7,425	12,258	21,971	62,128
Sem48	19,829	7,592	10,860	21,009	59,290
Sem49	18,292	7,580	8,201	20,366	54,439
Sem50	15,843	8,011	7,655	19,878	51,387
Sem51	15,790	0	11,444	19,927	47,161
Sem52	12,256	0	10,504	18,702	41,462
TOTAL	495,300	135,798	369,157	365,124	1,365,379

Fuente: Elaboración propia

En la siguiente sección evaluaremos si este resultado aún se puede mejorar, pues el método de dos fases, asignar primero y rutear después nos dan soluciones factibles pero que no son las óptimas, debido a que la asignación se realiza basado a ciertos criterios que pueden mejorarse con modelos matemáticos.

Tabla 5.5. Capacidad en kilogramos de los vehículos en cada Cluster

Semanas	Capacidad Nominal (Kg) asignada a cada Cluster				Rutas Total
	1	2	3	4	
Sem27	0	0	8,410	0	8,410
Sem28	0	0	20,735	0	20,735
Sem29	12,325	0	12,325	0	24,650
Sem30	0	0	20,735	0	20,735
Sem31	24,650	0	24,650	0	49,300
Sem32	24,650	0	20,735	0	45,385
Sem33	12,325	8,410	20,735	0	41,470
Sem34	24,650	0	20,735	8,410	53,795
Sem35	20,735	0	16,820	0	37,555
Sem36	33,060	0	8,410	8,410	48,880
Sem37	20,735	8,410	12,325	8,410	49,880
Sem38	20,735	8,410	20,735	12,325	62,205
Sem39	24,650	8,410	12,325	16,820	62,205
Sem40	33,060	16,820	16,820	24,650	91,350
Sem41	33,060	12,325	20,735	29,145	95,265
Sem42	29,145	12,325	20,735	33,060	95,265
Sem43	24,650	12,325	20,735	33,060	90,770
Sem44	24,650	12,325	20,735	33,060	90,770
Sem45	24,650	8,410	16,820	29,145	79,025
Sem46	24,650	8,410	16,820	20,735	70,615
Sem47	20,735	8,410	12,325	25,230	66,700
Sem48	20,735	8,410	12,325	25,230	66,700
Sem49	20,735	8,410	8,410	20,735	58,290
Sem50	16,820	8,410	8,410	20,735	54,375
Sem51	16,820	0	12,325	20,735	49,880
Sem52	12,325	0	12,325	20,735	45,385
TOTAL	520,550	150,220	419,195	390,630	1,480,595

Fuente: Elaboración propia

En el cluster 1 se han utilizado 520,50 Kg de capacidad de flota de vehículos.

En el cluster 2, 150,220 Kg de capacidad de flota.

En el cluster 3, 419,195 Kg de capacidad de flota.

En el cluster 4, 390,630 Kg de capacidad de flota.

Y en total se utilizaron 1,480,595 Kg de capacidad de flota de vehículo.

A continuación analizaremos el porcentaje de utilización de la capacidad de la flota de vehículos, en la Tabla 5.6 mostramos ese detalle por cada semana y cada cluster.

Tabla 5.6. Porcentaje de utilización de las capacidades de vehículos asignados

Semanas	% de Capacidad Utilizada en cada Cluster				% promedio
	1	2	3	4	
Sem27			73.98%		73.98%
Sem28			72.8%		72.84%
Sem29	95.5%		97.0%		96.28%
Sem30			90.7%		90.67%
Sem31	93.5%		84.8%		89.14%
Sem32	90.0%		92.2%		90.99%
Sem33	99.3%	87.5%	89.3%		91.90%
Sem34	95.2%		90.5%	69.2%	89.35%
Sem35	93.8%		90.2%		92.23%
Sem36	97.6%		93.7%	89.1%	95.49%
Sem37	95.2%	97.4%	99.5%	97.9%	97.06%
Sem38	92.5%	84.1%	83.3%	92.2%	88.25%
Sem39	91.0%	96.6%	99.6%	92.2%	93.79%
Sem40	97.9%	83.7%	85.3%	97.7%	92.90%
Sem41	91.5%	99.9%	78.8%	97.8%	91.75%
Sem42	98.1%	86.5%	84.6%	95.7%	92.85%
Sem43	98.9%	96.5%	86.3%	93.7%	93.81%
Sem44	95.0%	87.4%	84.6%	89.5%	89.60%
Sem45	99.2%	88.1%	93.0%	89.7%	93.18%
Sem46	95.6%	86.7%	87.5%	115.3%	98.39%
Sem47	98.7%	88.3%	99.5%	87.1%	93.15%
Sem48	95.6%	90.3%	88.1%	83.3%	88.89%
Sem49	88.2%	90.1%	97.5%	98.2%	93.39%
Sem50	94.2%	95.3%	91.0%	95.9%	94.50%
Sem51	93.9%		92.9%	96.1%	94.55%
Sem52	99.4%		85.2%	90.2%	91.36%
TOTAL	95.1%	90.4%	88.1%	93.5%	92.2%

Fuente: Elaboración propia

La Tabla 5.6 nos reporta que el porcentaje de utilización con carga útil en toda la campaña fue de 92.2%, esto quiere decir que existe un 7.8% de capacidad no utilizada, debido a la variabilidad de los Kilogramos de oferta de cada operador productivo, existen mejores porcentajes de utilización como de 99.9% que ha ocurrido en la semana 41 cluster 2, lo que explica que los Kg cosechados ha coincidido con la capacidad de los vehículos asignados. Por el otro lado el porcentaje menor utilizado ocurre en la semana 28 cluster 3 con solo 72.8 % de capacidad utilizada debido a que los Kg de cosecha han sido mucho menos que la capacidad del vehículo asignado.

La mejor utilización podría mejorarse contratando vehículos de menor capacidad probablemente, pero recordemos que una de nuestras restricciones es la cantidad de vehículos y sus capacidades y lo que se ha conseguido es luego de realizar la asignación y el ruteo respectivo.

5.4 Resultados de los Costos reducidos por cada semana

En esta sección analizaremos los resultados de los costos totales por semana y los costos de transporte por cada Kg y los vamos a comparar con datos reales al cual hemos tenido acceso dentro de la empresa.

Tabla 5.7. Costos en (S/.) de la Flota de vehículos por cada Semana

Semanas	Costo en (S/.) por cada Cluster				Rutas Total
	1	2	3	4	
Sem27			1,350		1,350
Sem28			3,000		3,000
Sem29	1,650		1,650		3,300
Sem30			3,000		3,000
Sem31	3,300		3,350		6,650
Sem32	3,300		3,000		6,300
Sem33	1,650	1,350	3,000		6,000
Sem34	3,300		3,000	1,350	7,650
Sem35	3,000		2,700		5,700
Sem36	4,650		1,350	1,350	7,350
Sem37	3,000	1,350	1,650	1,350	7,350
Sem38	3,000	1,350	3,000	1,650	9,000
Sem39	3,300	1,350	1,650	2,700	9,000
Sem40	4,650	2,700	2,800	3,350	13,500
Sem41	4,650	1,650	3,050	4,450	13,800
Sem42	4,350	1,650	3,000	4,800	13,800
Sem43	3,300	1,650	3,050	4,750	12,750
Sem44	3,300	1,650	3,050	4,450	12,450
Sem45	3,300	1,350	2,700	4,450	11,800
Sem46	3,300	1,350	2,700	4,450	11,800
Sem47	3,000	1,350	1,650	4,150	10,150
Sem48	3,000	1,350	1,650	4,150	10,150
Sem49	3,000	1,350	1,350	3,050	8,750
Sem50	2,700	1,350	1,400	3,050	8,500
Sem51	2,700		1,650	3,000	7,350
Sem52	1,650		1,650	3,000	6,300
TOTAL	73,050	22,800	61,400	59,500	216,750

Fuente: Elaboración propia

Tabla 5.8. Resultados de los costos unitarios por Kg

Semanas	Costo unitario (S/.) por cada Cluster				Costo/ Kg
	1	2	3	4	
Sem27			0.217		0.217
Sem28			0.199		0.199
Sem29	0.140		0.138		0.139
Sem30			0.160		0.160
Sem31	0.143		0.160		0.151
Sem32	0.149		0.157		0.153
Sem33	0.135	0.183	0.162		0.157
Sem34	0.141		0.160	0.232	0.159
Sem35	0.154		0.178		0.165
Sem36	0.144		0.171	0.180	0.154
Sem37	0.152	0.165	0.135	0.164	0.152
Sem38	0.156	0.191	0.174	0.145	0.164
Sem39	0.147	0.166	0.134	0.174	0.154
Sem40	0.144	0.192	0.195	0.139	0.159
Sem41	0.154	0.134	0.187	0.156	0.158
Sem42	0.152	0.155	0.171	0.152	0.156
Sem43	0.135	0.139	0.171	0.153	0.150
Sem44	0.141	0.153	0.174	0.150	0.153
Sem45	0.135	0.182	0.173	0.170	0.160
Sem46	0.140	0.185	0.184	0.186	0.170
Sem47	0.147	0.182	0.135	0.189	0.163
Sem48	0.151	0.178	0.152	0.198	0.171
Sem49	0.164	0.178	0.165	0.150	0.161
Sem50	0.170	0.169	0.183	0.153	0.165
Sem51	0.171		0.144	0.151	0.156
Sem52	0.135		0.157	0.160	0.152
TOTAL	0.147	0.168	0.166	0.163	0.159

Fuente: Elaboración propia

Analizaremos los resultados del costo en cada cluster:

En el cluter 1, el costo sub total te transporte es S/. 73,050 con un costo por cada Kg. de S/. 0.147 y una desviación estándar de \pm S/. 0.011.

En el cluster 2, el costo sub total de transporte es de S/ 22,800 con un costo por cada Kg de S/. 0.168 \pm S/. 0.018.

En el cluster 3, el costo sub total de transporte es de S/ 61,400 con un costo por cada Kg de S/. 0.166 \pm S/. 0.021.

En el cluster 4, el costo sub total de transporte es de S/ 59,500 con un costo por cada Kg de S/. 0.163 \pm S/. 0.023.

Para toda la campaña luego de resolver el metodo de dos fases asignar primero y rutear después, el costo total incurrido es de S/ 216,750 y con un costo de transporte promedio ponderado por Kg de S/. 0.159. Si analizamos la variabilidad del costo en cada semana y cada cluster existe una desviación estándar de \pm S/. 0.015 durante toda la campaña, estos resultados obtenidos serán comparados con los costos incurridos.

A continuación mostramos en la Tabla 5.9. un resumen de datos reales al que tuvimos acceso en la empresa, los cuales usaremos y podremos comparar las oportunidades de mejora en cuanto a costo de transporte se refiere.

Tabla 5.9. Volumen de Jalapeños y costos de Trasporte de campaña

Semanas	Datos reales		Costo S./ Kg
	Kg	Costo en S/.	
Sem27	0.0	0.0	0.0
Sem28	0.0	0.0	0.0
Sem29	7,093.0	2,700.0	0.381
Sem30	7,826.0	2,700.0	0.345
Sem31	20,569.0	5,400.0	0.263
Sem32	34,336.0	6,750.0	0.197
Sem33	35,780.1	6,800.0	0.190
Sem34	54,332.0	9,600.0	0.177
Sem35	67,089.0	11,700.0	0.174
Sem36	68,628.0	12,950.0	0.189
Sem37	69,245.0	11,400.0	0.165
Sem38	86,093.5	14,150.0	0.164
Sem39	82,337.0	13,500.0	0.164
Sem40	72,184.0	11,100.0	0.154
Sem41	113,022.0	17,900.0	0.158
Sem42	99,314.0	16,500.0	0.166
Sem43	114,952.0	16,500.0	0.144
Sem44	98,076.0	17,550.0	0.179
Sem45	86,441.0	17,850.0	0.206
Sem46	80,679.0	15,150.0	0.188
Sem47	77,948.0	16,450.0	0.211
Sem48	50,778.1	9,050.0	0.178
Sem49	65,493.0	13,750.0	0.210
Sem50	74,233.0	15,550.0	0.209
Sem51	58,377.0	11,800.0	0.202
Sem52	45,815.0	8,400.0	0.183
TOTAL	1,570,640.7	285,200.1	0.182

Fuente: Base de datos AIMSAC

Si bien se han acopiado más Kg que la campaña agrícola que estamos analizando, utilizaremos el costo unitario de transporte real para calcular la reducción de costo monetario de transporte como oportunidad de mejora.

El costo de transporte por cada Kg, incurrido en la campaña agrícola real fue de S/. 0.182 que comparados con los costos obtenidos con la heurística propuesta de S/. 0.159 tenemos un ahorro de S/. 0.023 que equivale a un **14.38%** que multiplicados por el total de **1,365,379 Kg** de la campaña agrícola analizada, la oportunidad de reducción de costo estaría en el orden de **S/. 31,178.25** por campaña agrícola.

5.5 Validación del Método de Dos Fases con el modelo matemático y corrido en AMPL

Los resultados obtenidos por el método de dos fases fue comparado utilizando el modelo matemático (Fleet Size and Mix VRP con costes fijos (FSMF) que es una variante del CVRP-HF descrito en la sección (4.2.3) definitivamente al ser un modelo matemático exacto encontraremos la solución óptima y evaluaremos que tan eficiente fue nuestra propuesta para este caso de estudio.

En la tabla 5.7 reportamos la comparación del número de rutas por cada semana comparando los resultados por el método de dos fases y el modelo matemático resuelto por AMPL, de las 26 semanas analizadas existen 12 semanas en los que el número de rutas por ambos métodos son iguales, y en 14 semanas el modelo matemático ha encontrado una ruta menos por semana. Analizando toda la campaña agrícola tenemos que el método de dos fases a calculado 144 rutas y el modelo matemático calculó solo 130 rutas, esto quiere decir que la eficiencia del método de dos fases es de 90.3%. Consideramos que este porcentaje en el número de rutas es competitivo basado en el tiempo computacional requerido para resolver los problemas matemáticos exactos.

Considerando el número de rutas que es prácticamente el número de vehículos utilizados por semana, claramente podemos darnos cuenta que el efecto en el tema logístico de requerimiento de flota de vehículos se vería beneficiado con efectos colaterales como lo describen, De Los Mozos y Moreno (2007) en un artículo de la Universia Bussines Review y dice: Se consigue un mejor aprovechamiento de los vehículos, pudiendo reducir el número de los mismos y conductores necesarios, así como el consumo del combustible. Con una planificación óptima de las rutas, también se puede reducir la emisión de CO₂, respetando de esta manera el medio ambiente. La calidad del servicio, cada vez más importante en los negocios de hoy en día, se ve tremendamente afectada por este tipo de soluciones. Para negocios

en los que la rapidez es clave, poder reaccionar ante imprevistos de cualquier tipo (averías, cambio de rutas, etc.) de manera inmediata es crucial para satisfacer al cliente y afianzar su confianza.

Tabla 5.10. Comparación de número de rutas

Semanas	Grafos	AMPL	Diferencia
Sem27	1	1	0
Sem28	2	2	0
Sem29	2	2	0
Sem30	2	2	0
Sem31	4	4	0
Sem32	4	4	0
Sem33	4	4	0
Sem34	5	5	0
Sem35	4	3	1
Sem36	5	4	1
Sem37	5	4	1
Sem38	6	5	1
Sem39	6	6	0
Sem40	9	8	1
Sem41	9	8	1
Sem42	9	8	1
Sem43	8	8	0
Sem44	8	8	0
Sem45	8	7	1
Sem46	8	7	1
Sem47	7	6	1
Sem48	7	6	1
Sem49	6	5	1
Sem50	6	5	1
Sem51	5	4	1
Sem52	4	4	0
TOTAL	144	130	14

Fuente: Elaboración propia

Continuando con las comparaciones de los resultados obtenidos, ahora vamos a comparar las distancias recorridas. La tabla 5.8 nos muestra la comparación de distancias en Km obtenidos por ambos métodos, como podremos notar en las semanas 31, 32, 39, 42 y 45 el modelo matemático exacto nos reporta mayor distancia de recorrido, esto debido a que el objetivo es de reducir los costos fijos de transporte, el costo de cada vehículo es por viaje, independientemente del recorrido que hace, no obstante el modelo matemático exacto corrido en AMPL optimiza tanto el recorrido y el costo, pero en primera instancia está el costo.

Pero aun así en el global general el modelo matemático reporta menor distancia de recorrido 184 Km menos, lo que nos dice que el método de dos fases utilizados en el presente trabajo tiene una eficiencia en cuanto a distancia de 96.9% con respecto al método matemático utilizado.

Tabla 5.11. Comparación de distancia recorrida

Semanas	Grafos	AMPL	Diferencia
Sem27	32.00	31.20	1
Sem28	59.80	59.80	0
Sem29	75.60	75.60	0
Sem30	66.20	66.20	0
Sem31	134.80	142.20	-7
Sem32	132.80	134.70	-2
Sem33	135.20	135.20	0
Sem34	223.20	223.20	0
Sem35	136.20	107.60	29
Sem36	232.60	198.70	34
Sem37	201.00	200.90	0
Sem38	230.40	200.40	30
Sem39	258.80	277.80	-19
Sem40	354.00	322.00	32
Sem41	364.80	337.40	27
Sem42	365.00	415.00	-50
Sem43	332.00	331.00	1
Sem44	325.60	328.60	-3
Sem45	332.00	381.00	-49
Sem46	332.00	331.00	1
Sem47	301.20	250.80	50
Sem48	302.80	279.40	23
Sem49	243.80	213.80	30
Sem50	245.80	209.80	36
Sem51	228.20	209.90	18
Sem52	192.20	191.20	1
TOTAL	5838.00	5654.00	184

Fuente: Elaboración propia.

Lo que compararemos ahora son los costos globales y los costos unitarios, en la Tabla 5.9 tenemos reportado los costos globales que nos resulta de correr el método de dos fases, el modelo matemático en AMPL y la diferencia de ambos. En las primeras semanas hasta la semana 34, también las semanas 39,43 y 52 no muestra diferencia de costos, lo que podemos afirmar es que el método de dos fases y el modelo matemático encuentran soluciones optimas en dichas semanas; sin embargo, en el resto de las semanas, el método matemático encuentra

resultados realmente óptimos, lo que nos indica que el modelo de dos fases si bien nos da soluciones factibles, claramente nos indica que las soluciones aún se pueden mejorar, aquí cabe resaltar que los métodos exactos requieren de recursos computacionales más potentes, esto lo evidenciamos que cuanto corrimos el modelo matemático por primera vez no hemos encontrado soluciones factibles en cinco días

Tabla 5.12. Comparación de Costos Globales expresados en Soles

Semanas	Grafos	AMPL	Diferencia
Sem27	1,350.00	1,350.00	0.00
Sem28	3,000.00	3,000.00	0.00
Sem29	3,300.00	3,300.00	0.00
Sem30	3,000.00	3,000.00	0.00
Sem31	6,650.00	6,650.00	0.00
Sem32	6,300.00	6,300.00	0.00
Sem33	6,000.00	6,000.00	0.00
Sem34	7,650.00	7,650.00	0.00
Sem35	5,700.00	4,950.00	750.00
Sem36	7,350.00	6,650.00	700.00
Sem37	7,350.00	6,650.00	700.00
Sem38	9,000.00	8,000.00	1,000.00
Sem39	9,000.00	9,000.00	0.00
Sem40	13,500.00	12,400.00	1,100.00
Sem41	13,800.00	12,750.00	1,050.00
Sem42	13,800.00	12,750.00	1,050.00
Sem43	12,750.00	12,750.00	0.00
Sem44	12,450.00	12,400.00	50.00
Sem45	11,800.00	10,700.00	1,100.00
Sem46	11,800.00	10,700.00	1,100.00
Sem47	10,150.00	9,350.00	800.00
Sem48	10,150.00	9,000.00	1,150.00
Sem49	8,750.00	8,000.00	750.00
Sem50	8,500.00	7,650.00	850.00
Sem51	7,350.00	6,650.00	700.00
Sem52	6,300.00	6,300.00	0.00
TOTAL	216,750.00	203,900.00	12,850.00

Fuente: Elaboración propia.

La ventaja del método de dos fases es su versatilidad de uso y su requerimiento reducido de capacidad computacional, pues al formar los cluster y rutear después, se hace simulando un TSP simple para cada cluster, bajo este escenario los costos totales incurrido pueden ser mejorados en S/ 12,850, lo que nos conduce a concluir

que el método de dos fases tiene una eficiencia de 94.1% en cuanto a costos globales se refiere comparado con el modelo matemático

Similares comparaciones hacemos con los costos unitarios las mismas que mostramos en la Tabla 5.10, el método de dos fases puede ser mejorado aún en S/. 0.009 por cada Kg.

Tabla 5.13. Comparación de costos unitarios expresados en Soles/Kg

Semanas	Grafos	AMPL	Diferencia
Sem27	0.217	0.217	0.000
Sem28	0.199	0.199	0.000
Sem29	0.139	0.139	0.000
Sem30	0.160	0.160	0.000
Sem31	0.151	0.151	0.000
Sem32	0.153	0.153	0.000
Sem33	0.157	0.157	0.000
Sem34	0.159	0.159	0.000
Sem35	0.165	0.143	0.022
Sem36	0.154	0.140	0.015
Sem37	0.152	0.137	0.014
Sem38	0.164	0.146	0.018
Sem39	0.154	0.154	0.000
Sem40	0.159	0.146	0.013
Sem41	0.158	0.146	0.012
Sem42	0.156	0.144	0.012
Sem43	0.150	0.150	0.000
Sem44	0.153	0.152	0.001
Sem45	0.160	0.145	0.015
Sem46	0.170	0.154	0.016
Sem47	0.163	0.150	0.013
Sem48	0.171	0.152	0.019
Sem49	0.161	0.147	0.014
Sem50	0.165	0.149	0.017
Sem51	0.156	0.141	0.015
Sem52	0.152	0.152	0.000
TOTAL	0.159	0.149	0.009

Fuente: Elaboración propia

5.6 Planificación de la Flota de Vehículos.

Finalmente a modo de resultado del uso del procedimiento de dos fases proponemos la planificación cuyo objetivo principal es reducir los costos de transporte de jalapeños y mejorar sustancialmente el uso de la capacidad disponible en TM de los vehículos.

En el presente trabajo proponemos optimizar el uso de los vehículos disponibles y su capacidad de cada uno de ellos abordando un problema de asignación para cada ruta y los respectivos “cluster” distribuidos por semanas durante toda la campaña de cosechas. La función objetivo fue minimizar el costo incurrido (costo fijo) por cada “cluster”, paralelamente también se minimizó el recorrido en Km de cada vehículo, si bien el Km recorrido no afecta en costo a la empresa: sin embargo, es un valor agregado de utilización del recurso hacia las empresas de transporte, esto trae como consecuencia un ahorro en términos de consumo de combustible para el transportista. La Tabla 5.11 nos muestra la planificación del uso de la flota disponible, donde podemos observar como se ha distribuido los vehículos a lo largo de toda la temporada en las rutas y sus respectivos “clusters”.

Tabla 5.14. Planificación del uso de los Vehículos

Semanas	Caslan 10	Caslan 1 10	Caslan 2 10	Cocharcas 15	Cocharcas 1 15	Cocharcas 2 15	Johan 10	Alvarez 10	Cargo UNO 15	Cargo UNO 1 15	Cargo UNO 2 15
Sem27	Ruta 1 Clt 3										
Sem28	Ruta 1 Clt 3			Ruta 2 Clt 3							
Sem29				Ruta 1 Clt 1	Ruta 1 Clt 3						
Sem30	Ruta 2 Clt 3			Ruta 1 Clt 3							
Sem31	Ruta 2 Clt 3			Ruta 2 Clt 1	Ruta 1 Clt 3	Ruta 1 Clt 1					
Sem32	Ruta 2 Clt 3			Ruta 1 Clt 3	Ruta 1 Clt 1	Ruta 2 Clt 1					
Sem33	Ruta 1 Clt 3	Ruta 1 Clt 2		Ruta 2 Clt 3	Ruta 1 Clt 1						
Sem34	Ruta 1 Clt 3	Ruta 1 Clt 4		Ruta 2 Clt 1	Ruta 1 Clt 1	Ruta 2 Clt 3					
Sem35	Ruta 2 Clt 1	Ruta 2 Clt 3	Ruta 1 Clt 3	Ruta 1 Clt 1							
Sem36	Ruta 2 Clt 1	Ruta 1 Clt 3	Ruta 1 Clt 4	Ruta 1 Clt 1	Ruta 3 Clt 1						
Sem37	Ruta 1 Clt 4	Ruta 1 Clt 2	Ruta 2 Clt 1	Ruta 1 Clt 3	Ruta 1 Clt 1						
Sem38	Ruta 1 Clt 2	Ruta 2 Clt 1	Ruta 2 Clt 3	Ruta 1 Clt 3	Ruta 1 Clt 1	Ruta 1 Clt 4					
Sem39	Ruta 1 Clt 4	Ruta 1 Clt 2	Ruta 2 Clt 4	Ruta 1 Clt 1	Ruta 2 Clt 1	Ruta 1 Clt 3					
Sem40	Ruta 3 Clt 1	Ruta 2 Clt 2	Ruta 1 Clt 2	Ruta 2 Clt 1	Ruta 1 Clt 1	Ruta 1 Clt 4	Ruta 1 Clt 3	Ruta 2 Clt 3	Ruta 2 Clt 4		
Sem41	Ruta 2 Clt 1	Ruta 2 Clt 3	Ruta 2 Clt 4	Ruta 3 Clt 1	Ruta 1 Clt 1	Ruta 1 Clt 2	Ruta 1 Clt 4		Ruta 1 Clt 3	Ruta 3 Clt 4	
Sem42	Ruta 3 Clt 1	Ruta 2 Clt 1	Ruta 2 Clt 3	Ruta 1 Clt 1	Ruta 1 Clt 2	Ruta 1 Clt 3	Ruta 2 Clt 4		Ruta 1 Clt 4	Ruta 3 Clt 4	
Sem43	Ruta 2 Clt 3	Ruta 2 Clt 4		Ruta 2 Clt 1	Ruta 1 Clt 1	Ruta 1 Clt 2			Ruta 1 Clt 3	Ruta 1 Clt 4	Ruta 3 Clt 4
Sem44	Ruta 1 Clt 4	Ruta 2 Clt 3		Ruta 2 Clt 1	Ruta 1 Clt 2	Ruta 1 Clt 1			Ruta 1 Clt 3	Ruta 2 Clt 4	Ruta 3 Clt 4
Sem45	Ruta 1 Clt 2	Ruta 1 Clt 3	Ruta 2 Clt 3	Ruta 2 Clt 1	Ruta 1 Clt 1	Ruta 3 Clt 4	Ruta 1 Clt 4	Ruta 2 Clt 4			
Sem46	Ruta 1 Clt 2	Ruta 2 Clt 3	Ruta 1 Clt 3	Ruta 2 Clt 1	Ruta 1 Clt 1	Ruta 3 Clt 4	Ruta 1 Clt 4	Ruta 2 Clt 4			
Sem47	Ruta 2 Clt 1	Ruta 1 Clt 2	Ruta 3 Clt 4	Ruta 1 Clt 1	Ruta 1 Clt 3		Ruta 2 Clt 4	Ruta 1 Clt 4			
Sem48	Ruta 1 Clt 2	Ruta 2 Clt 1	Ruta 1 Clt 4	Ruta 1 Clt 1	Ruta 1 Clt 3		Ruta 2 Clt 4	Ruta 3 Clt 4			
Sem48	Ruta 1 Clt 2	Ruta 2 Clt 1	Ruta 1 Clt 4	Ruta 1 Clt 1	Ruta 1 Clt 3		Ruta 2 Clt 4	Ruta 3 Clt 4			
Sem49	Ruta 1 Clt 1	Ruta 1 Clt 2	Ruta 1 Clt 3	Ruta 2 Clt 1	Ruta 1 Clt 4			Ruta 2 Clt 4			
Sem50	Ruta 2 Clt 1	Ruta 1 Clt 1	Ruta 1 Clt 2	Ruta 1 Clt 4			Ruta 1 Clt 3	Ruta 2 Clt 4			
Sem51	Ruta 1 Clt 1	Ruta 2 Clt 1	Ruta 2 Clt 4	Ruta 1 Clt 3	Ruta 1 Clt 4						
Sem52		Ruta 1 Clt 4		Ruta 1 Clt 1	Ruta 1 Clt 3	Ruta 2 Clt 4					

Por ejemplo, los vehículos más utilizados son las unidades de la empresa Caslan y Cocharcas, y en las semanas donde la oferta de MP se incrementa nos obliga a utilizar la flota de vehículos de mayor costo.

6. CONCLUSIONES y RECOMENDACIONES

6.1 Conclusiones

- Se obtuvieron 144 rutas con un recorrido total de 5,838 Km. en toda la campaña agrícola de estudio utilizando el método de dos fases propuesto en el presente trabajo.
- Se han acopiado 1,365,379 Kg de Jalapeño utilizando una capacidad de flota de 1,480,595 Kg, teniendo un 92.22 % de utilización
- Se ha incurrido en S/. 216,750 durante toda la campaña agrícola, con un costo unitario de transporte de S/. 0.159 cada Kg.
- El costo por Kg obtenido en el presente trabajo es S/ 0.023 menos que lo que se incurrió sin utilizar ningún método de planificación, este ahorro representa el 14.38% que en valor monetario es S/. 31,178.25
- Un modelo matemático con alto requerimiento computacional reduce el número de rutas hasta 130 y los Km de recorrido hasta 5654 Km.
- El mismo modelo matemático también reduce los costos globales hasta 203,900, con un costo unitario de transporte de S/. 0.149 por Kg

6.2 Recomendaciones

- Se recomienda replicar el uso de los algoritmos para complementar el ahorro de combustible en los proveedores de servicio de transporte, esto ayudaría mucho a reducir costos de mantenimiento y repuesto para los vehículos.
- Para mejorar el desempeño del método de dos fases se recomienda diseñar un algoritmo que permita formar clusters de forma automática para luego rutear y de esa forma se facilitaría el trabajo evitando recurrir a un requerimiento computacional.
- Es pertinente recomendar que AIMSAC replique el diseño de rutas para el acopio de todas sus materia primas, pues hemos demostrado que existen oportunidades de ahorro muy considerables.

7. REFERENCIAS BIBLIOGRÁFICAS

- Aronson, L.D. (1996) . “Algorithms for vehicle routing – A survey”. Technical Report 96-21. Faculty of Mathematics and Informatics Delft University of Technology.
- Arora, S. (1998) “Polynomial time approximation schemes for euclidian traveling salesman and other geometric problems”, Journal of the ACM, vol. 45, No. 5, September, pp. 753-782.
- Ausiello, G., Crescenzi, P., Gambosi, G., Kann, V., Marchetti-Spaccamela, A., Protasi, M. (1999). “Complexity and approximation: Combinatorial optimization problems and their aproximability properties”. Springer-Verlag.
- Bermeo Muñoz, Elver A., Calderón Sotero, Jaime Hernán (2009). “Diseño de un modelo de optimización de rutas de transporte El hombre y la máquina”, Vol. XXI, Núm. 32, enero-junio, pp. 52-67 Universidad Autónoma de Occidente Colombia
- C. Miller, A. Tucker, R. Zemlin, (1960). “Integer programming formulation of traveling salesman problems”. Journal of the ACM 7 326–329
- Clarke, G. and Wright, W. (1964). “Scheduling of vehicles from a central depot to a number of delivery points”. Operations Research, No. 12
- Cordeau, F., Desaulniers, G., Desrosiers, J., Solomon, M., Soumis, F. (1999). “The VRP with time windows”. Technical Report Cahiers du GERAD G-99-13, ´ Ecole des Hautes ´ Etudes Commerciales de Montr´eal
- Corona, J.A. (2005). “Hiperheurísticas a través de programación genética para la resolución de problemas de ruteo de vehículos”. Tecnológico de Monterrey, Mexico
- De la Cruz, Jair. (2003,) “Alternativa heurística de dos fases para el problema de enrutamiento de vehículos con ventanas de tiempo, múltiples productos y flota heterogénea”. Barranquilla, 155 p. Tesis de maestría (Ingeniería Industrial). Universidad del Norte.
- Dantzig, G. B. and Ramser. R.H. (1959). “The Truck Dispatching Problem”. Management Science 6, 80–91.
- Dantzig, G., Fulkerson, D., Johnson, S. (1954). “Solution of a large scale traveling salesman problem”. Operations Research 2 393–410
- De Los Mozos Q.Y S. Moreno (2007). “Optimización de flotas de vehículos, una herramienta para incrementar la eficiencia” Universia Business Review-Actualidad Económica, Madrid - España

- Didier Maquin (2003). "Elements de Theorie des Graphes" Institut National Polytechnique De Lorraine
- Garey, M. R., Johnson, D.S. (2003). "Computers and intractability, A Guide to the theory of NP-Completeness". W. H. Freeman and Company, New York. USA.ed.
- Garey, M., Johnson, D. (1979) "Computers and intractability: a guide to the theory of NP-completeness". W. H. Freeman and Company
- Golden, B., Assad, A., Levy, L., Gheysens, F. (1984) "The fleet size and mix vehicle routing problem". Computers & Operations Research.
- Gillett Billy E and . Miller Leland R. (1974). "A Heuristic Algorithm for the Vehicle-Dispatch Problem". Operations Research, Vol. 22, No. 2, pp. 340-349
- Hillier, F. S. and Lieberman, G. J. (2001). "Introduction to operations research", 8th ed, McGraw-Hill, , pp. 621-623.
- Hillier, F. S. and Lieberman, G. J. (1994). "Introducción a la investigación de operaciones". Editorial McGraw-Hill.5ª ed.
- Johnson, D. S.; McGeoch L. A. and Rothberg, E. E. (1996) "Asymptotic experimental analysis for the Held-Karp traveling salesman bound". Proceedings of the Annual ACM-SIAM Symposium on Discrete Algorithms, pp. 341-350.
- Julio M. D. Jairo R. M. Francesco N. (2009) "Resolución del problema de enrutamiento de vehículos con limitaciones de capacidad utilizando un procedimiento metaheurístico de dos fases" Revista EIA, ISSN 1794-1237 Número 12, p. 23-38. Diciembre.
- Jungnickel, Dieter. (2008). "Graphs, Networks and algorithms". Berlin: Springer.
- Kenneth H. Rosen. (2004) "Matemática Discreta y sus aplicaciones" McGraw-Hill, Quinta Edición..
- L. Euler, (1736). "Solutio Problematis Ad geometriam Situs Pertinentis, Commenrarii Academiae Scientiarum Imperialis Petropolitanae", 8, pp. 128-140,.
- Martí Cunquero R.(2004). "Algoritmos Heurísticos en Optimización Combinatoria". Departament d'Estadística i Investigació Operativa. Universidad de Valencia.
- Morton, T. and Pentico, D. (1993). "Heuristic scheduling systems". John Wiley & Sons,.
- Narducci, Francesco. (2005). "Programación de talleres intermitentes flexibles, por medio de la heurística del margen de tolerancia".

- Barranquilla, 117 p. Tesis de maestría (Ingeniería Industrial).
Universidad del Norte.
- Nilsson, C. (2003). "Heuristics for the traveling salesman problem",
Department of Computer Science, Linköping University, .
- Ocotlan D. P., M. A. Cruz. Ch. (2005). "El Problema del Transporte". Centro
de Investigación en Ingeniería y Ciencias Aplicadas. Mexico
- Olivera Alfredo, (2004) "Heurísticas Para Problemas de Ruteo de Vehículos",
Instituto de Computación – Facultad de ingenierías de Universidad de
la Republica, Montevideo – Uruguay, ,
- Pacheco Gago, J.A. (2003). "Análisis de los indicadores asociados a la
organización de las redes de transporte, mediante la utilización de la
teoría de grafos y el concepto de accesibilidad". Universidad
Politécnica de Catalunya – España.
- Papadimitriou, C.H., Steiglitz, K. (1998). "Combinatorial optimization,
algorithms and complexity". Dover Publications, Inc. Mineola, New
York. USA ed.
- Rodriguez. A. (2012). "Teoria de Grafos". Profesor de la Universidad
Politécnica de Valencia, Recuperado el 22 de Mayo del 2012.
<http://personales.upv.es/arodrigu/inicio.html>,
<http://arodrigu.webs.upv.es/grafoss/doku.php>
- Toth, P., Vigo, D. (2000). "An Overview of Vehicle Routing Problems".
Monographs on Discrete Mathematics and Applications. In: The
Vehicle Routing Problem. SIAM 1–26
- Toth, P., Vigo, D. (2002). "The Vehicle Routing Problem". Universita degli
Studi di Bologna, Bologna Italy