Çukurova Üniversitesi İİBF Dergisi

Cilt:13. Sayı:1.Haziran 2009
ss.68-87

Araç Rotalama Problemleri ve Çözüm Yöntemleri

Vehicle Routing Problems and Solution Methods

Erkut DÜZAKIN[1]
Mert DEMİRCİOĞLU[2]

ÖZET

Bu Araç Rotalama Problemi (ARP), bir veya birkaç depodan, belirli müşterilere ürün dağıtımı veya toplanması olarak tanımlanır. Bu problem, araç kapasiteleri ve müşterilerde ortaya çıkan servis süresi kısıtlarını dikkate alarak dağıtım yapan, belirli bir kapasiteye sahip araçların etkin olarak kullanılmasına yoğunlaşır.

ARP, literatürdeki en ilginç ve iddialı problemlerden biridir. İlginçtir çünkü çok kolay tanımlanmasına karşın çözümü zordur ve iddialıdır çünkü bir çok yaklaşım denenmesine karşın hala gerçek hayatta karşılaşılan bütün araç rotalama problemlerinde optimal çözüme ulaşılamamıştır.

ARP, gerçek hayatta kullanılan sistemler için modellenmede kullanılan önemli bir dağıtım problemidir. Bazı gerçek hayat uygulamaları ise okul servisleri, yakıt, gazete ve posta dağıtımı, perakende ürün dağıtımı, çöp toplanması gibi uygulamalardır.

ARP'nin sadece matematiksel öneme sahip olmayan ayrıca çoğu gerçek hayatta karşılaşılan problemler olan pek çok çeşidi vardır. Bu da araştırmacıları kullanışlı zaman aralığında ekonomik sonuçlar ortaya konabilen algoritmalar tasarlamaya teşvik etmiştir. Bu çalışmada araç rotalama problemi için kesin ve sezgisel yöntemler açıklanmıştır.

Anahtar Kelimeler: Dağıtım, Araç Rotalama Problemleri, Kesin Çözüm Yöntemleri, Sezgisel Yöntemler

ABSTRACT

In The Vehicle Routing Problem (VRP) can be described as the delivery or collection of goods from one or several depots to a set of customers. The problem is typically focused on the efficient use of a fleet of capacitated vehicles that must make a number of stops to serve a set of customers so as to minimize cost, subject to vehicle capacity constraint and service time restrictions imposed at the customer locations.

VRP has been one of the most interesting and challenging problem in the literature, interesting in the sense that it is easy to describe yet difficult to solve and challenging considering that many approaches have been tried yet not even one exact approach which can solve all real-life VRP to optimality.

VRP is an important distribution management problem that can be used to model many real-life systems. Some specific applications include school bus distribution, delivery of fuel, mail and newspapers, retail distribution, waste collection.

The VRP has many variants which are not only of mathematical importance; most of them find application in real-life. This encourages researchers to design an algorithm which can produce an economically viable answer in a practical time frame. In this study exact and heuristic models for VRP are explained.

Keywords: Distribution, Vehicle Routing, Exact Methods, Heuristic Methods

[1] Doç. Dr., Çukurova Üniversitesi, Iktisadi ve İdari Bilimler Fakültesi, İşletme Bölümü,
E-mail: eduzakin@cu.edu.tr
[2] Arş. Gör., Çukurova Üniversitesi, Iktisadi ve İdari Bilimler Fakültesi, İşletme Bölümü,
E-mail: mdemircioglu@cu.edu.tr

1. Giriş

Günümüz küresel piyasasında yoğun rekabet, kısa yaşam eğrisine sahip ürünler ve müşterilerin artan beklentileri, üreticileri dağıtım sistemlerine önem vermeye ve yatırım yapmaya zorlamıştır. Bu durum, iletişimdeki ve ulaşım teknolojilerindeki değişimle birlikte, örneğin mobil iletişim ve günaşırı dağıtım gibi, araç rotalamasının sürekli gelişimine neden olmuştur.

Araç rotalama problemi (ARP) (Vehicle Routing Problem, (VRP)) 50 yıla yakın bir zamandır çalışılmaktadır. ARP ilk olarak Dantzig ve Ramser tarafından 1959 yılında çalışılmıştır. Clarke ve Wright 1964 yılında Dantzig ve Ramser'in metodunu geliştirmiş ve klasik tasarruf metodunu önermişlerdir. Bundan sonra ARP'nin değişik çeşidine çözüm bulmak için yüzlerce farklı model ve algoritma önerilmiştir. Uygulama alanının çokluğu ve problemin ilginç olmasından dolayı ARP pek çok araştırmacının ilgisini çekmiştir.

ARP k tane araç rotası oluşturulması ile ilgilidir. Bu rotalar ana depodan başlamakta ve alt kümesindeki müşterileri belirli bir sırayla ziyaret edip tekrar ana depoya dönmesinden oluşmaktadır. Her bir müşteri k araç rotalarından birinde mutlaka yer almalıdır ve müşteri atanan her aracın toplam dağıtım miktarı araç kapasitesini geçmemelidir.

Bu problemdeki ana amaç, maliyet fonksiyonunu minimize ederken, bütün kısıtları sağlayıp, kullanılacak olan araç sayısını minimize etmek ve toplam mesafeyi veya toplam zamanı minimuma indirmektir. Yan amaç ise müşteri memnuniyetini maksimize etmektir.

ARP'nin gerçek hayat uygulamaları birçok kısıtı beraberinde getirmektedir. Bu kısıtlar üç ana grupta toplanabilmektedir:

1) Araçlarla ilgili kısıtlar
    - Araç kapasite kısıtı (ağırlık veya hacim olarak)
    - Toplam zaman kısıtı
    - Sürücünün çalışma saatleri için yasal sınırlamalar
2) Müşteriler ile ilgili kısıtlar
    - Her bir müşterinin bir tür ürün talep etmesi veya belirli çeşitte ürün dağıtılması; Lojistik firmaları buna örnek verilebilir.
    - Dağıtımın yapılabilmesi için belirli zaman aralıklarının bulunması

3) Diğer kısıtlar
    - Aynı araç ile aynı günde, aracın depoya dönerek tekrar yola çıkmasıyla, birden fazla tur yapılması
    - Bir turun bir günden uzun olması
    - Birden fazla depo olması

ARP'de dağıtım rotalarının aşağıdaki koşulları sağlaması gerekmektedir:

- Her müşterinin talebi karşılanmak zorundadır.
- Her müşteri sadece bir araç rotasında olmak zorundadır.
- Bir dağıtım rotasında yer alan toplam müşteri talebi, o rotadaki aracın kapasitesinden düşük olmak zorundadır.
- Her rota, depodan başlayıp depoda sonlanmalıdır.
- Herhangi bir rotadaki toplam kat edilen mesafe, daha önceden belirlenen maksimum rota mesafesini aşmamalıdır.
- Bazı ARP çeşitlerinde m araç sayısı sabit iken, bazı çeşitlerinde değişkendir.

ARP, Gezgin Satıcı Probleminin (GSP) birden fazla araç ve eklenmiş kısıtlar ile geliştirilmiş halidir. ARP'nin çözümü, aynı sayıda müşteri veya şehire sahip GSP problemine kıyasla, çok daha zordur.

2. Amaç ve Kapsam

Araç rotalama problemi, fiziksel dağıtım ve lojistik alanında önemli bir yönetim problemidir. Tipik bir araç rotalama problemi, bir dağıtım noktasından şehir, mağaza, depo, okul, müşteri gibi coğrafik olarak dağılmış noktalara, en düşük maliyetli rotaları tasarlama problemidir. Bir rota, her noktanın bir kez ve bir araç tarafından ziyaret edildiği, tüm rotaların dağıtım noktasında başlayıp bittiği ve belirli bir rotadaki tüm noktaların toplam talebinin, bu rotayı yönetmek için tahsis edilen araç kapasitesini aşamadığı şekilde tasarlanmalıdır.

Uygulamada araç rotalama problemi, yöneylem araştırması alanında önemli faydalar sağlamıştır. Öyle ki araç rotalama problemlerinin uygulanmasıyla milyonlarca dolar tasarruf sağlanmıştır. Örneğin 1991 yılında Amerika'da ulaşım ve kamu sektörüne yaklaşık 506 milyar dolar yatırılmıştır, araç rotalama yönteminde ufak bir iyileştirme bile önemli tasarruflar sağlayabilmektedir.

Araç rotalama probleminin sağladığı bu faydalar doğrultusunda araştırmacılar yoğun olarak bu konu üzerinde çalışmaktadırlar. Bu doğrultuda araç rotalama problemlerini çözmek için günümüze kadar yüzlerce çeşit yöntem ortaya çıkmıştır. Araç rotalama yöntemlerinin artmasından dolayı, bu yöntemlerin bir sınıflama ve açıklama ihtiyacını gidermektir. Bu çalışmada bu eksikliğin giderilmesi amacı ile yazılmıştır.

3. ARP'nin Uygulama Alanları

Araç rotalama problemleri genel olarak bir ağ içerisindeki belirli noktalar arasında mal ve hizmet dağıtımı ile ilgilenmektedir. Günümüzde ürün dağıtımında, mal ve insan taşımadaki problemler artmaktadır. Örneğin,

- Ürün ve hizmetlerin bir veya daha fazla sayıdaki depodan, çeşitli müşteri yerlerine dağıtımı,
- Üretim planlaması ve hammadde, yarı mamul ve mamullerin fabrikalar arası taşınması,
- Stok planlaması ve ürünlerin satış yerlerine sevkiyatı,
- Havayolu şirketleri ile yolcu ve ürün taşınması,
- Bar ve lokantalara içecek dağıtımı,
- Para dağıtımı,
- Benzin ve mazot dağıtımı,
- Süt dağıtımı ve toplanması,
- İnternetten yapılan alışverişlerin teslimatı,
- DVD film kiralama hizmeti,
- Çöp toplanması ve taşınması,
- Ana depodan mağazalara ürün dağıtılması,
- Posta hizmetleri

gibi günlük hayatta çok sık karşılaşılan problemler mevcuttur.

4. ARP Çeşitleri

Araç rotalama problemleri gerçek hayattaki bazı özel durumlardan kaynaklanan bazı kısıtlar nedeniyle çeşitli dallara ayrılır. Bunlar:

Karma Kapasiteli Araç Rotalama Problemi: Araç rotalama probleminde yer alan dağıtım yapan araçların belirli bir kapasitesinin olması durumudur. Karma kapasiteli araç rotalama probleminde her bir aracın birbirinden farklı bir kapasitesi olabilir.

Çoklu Depoya Sahip Araç Rotalama Problemi: Dağıtım firmasının müşterilere hizmet vermek için birden fazla deposunun olması durumudur. Eğer müşteriler depoların etrafında kümelenmiş ise, dağıtım problemi ayrı birer ARP olarak modellenebilir. Ama müşteriler ve depoların yerleri birbirlerine karışmış ise, çoklu depoya sahip araç rotalama probleminin çözülmesi gerekmektedir. Bu problemde araçlar depolara atanır ve her bir araç ait olduğu depodan çıkarak müşteriye hizmet verir ve yine aynı depoya geri döner.

Bölünmüş Talebe Sahip Araç Rotalama Problemi: Bölünmüş talebe sahip araç rotalama problemi, aynı müşteriye birden fazla aracın servis yapabilmesine olanak veren araç rotalama problemidir.

Belirsiz Talebe Sahip Araç Rotalama Problemi: Bu tür bir problem, talebin belirsiz olduğu araç rotalama problemidir. Dağıtım aracı müşteriye vardığı zaman o müşterinin talebinin ne olacağı belli olur.

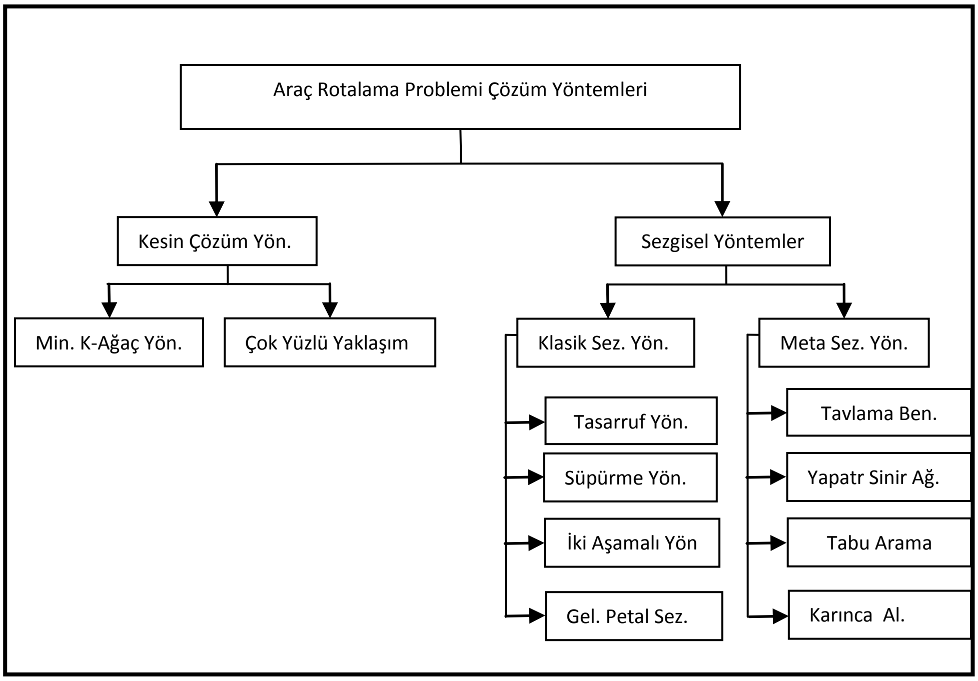
Geri Toplaması Olan Araç Rotalama Problemi: Geri toplaması olan araç rotalama problemi, müşterilerin depozito, ambalaj ve palet gibi, ürünlere ait bazı parçaları iade etme durumu olabilen araç rotalama problemidir. Bu durumda müşterilerden geri verilecek olan parçalar hesaba katılarak araç kapasiteleri hesaplanmalıdır.

Zaman Pencereli Araç Rotalama Problemi: Zaman pencereli araç rotalama problemi, her bir müşteriye ait bir zaman aralığı kısıtı olan araç rotalama problemidir. Bu problemde dağıtım aracı, her bir müşteriye belirli bir zaman aralığında hizmet vermek zorundadır.

Asimetrik Araç Rotalama Problemi: Dağıtım aracının depodan müşteriye gidiş mesafesi ile aynı müşteriden depoya olan uzaklığın farklı olduğu araç rotalama problemine, asimetrik araç rotalama problemi denir. Bu durumda maliyet (mesafe) matrisi simetrik değildir.

5. ARP İçin Çözüm Yöntemleri

Araç rotlama problemini çözmek için araştırmacılar tarafından pek çok yöntem geliştirilmiştir. Bu çözüm yöntemleri optimal çözüme ulaşıp ulaşmamasına göre kesin çözüm yöntemleri ve sezgisel yöntemler olarak ikiye ayrılır. Araç rotlama problemi için kullanılan başlıca çözüm yöntemleri Şekil–1'de gösterilmektedir. Bu yöntemler sırasıyla açıklanacaktır.



Şekil 1. Araç Rotalama Problemi Çözüm Yöntemleri

5.1. ARP İçin Kesin Çözüm Yöntemleri

ARP için olan kesim çözüm yöntemleri, GSP yöntemlerinin geliştirilmesi ile oluşmuştur. ARP için kesin çözüm yöntemleri direkt ağaç arama, tamsayılı doğrusal programlama ve dinamik programlama diye üç sınıfa ayrılmaktadır. ARP problemini çözmek zordur. 1985 yılına kadar 60 müşteri problemi çözülebilmiştir. Etkin çözüm yöntemlerinin ve bilgisayar teknolojisinin gelişmesiyle son yıllarda daha zor problemler de çözülmüştür. 1995 yılında 134 müşterilik problem çözülmüştür.

5.1.1. Minimum K-ağaç Yöntemi

K-ağaç yöntemi n+k kenar setinin, G grafiğini n+1 nokta ile kapsaması olarak tanımlanır. ARP, kapasite kısıtlarını ve her bir noktanın sadece bir kere ziyaret edilmesi kısıtını sağlayarak, minimum K-ağaç maliyetini bulacak şekilde modellenir. $x,\ i,j \in V$ noktaları ve depo arasında sırasız kenarlar seti olsun. X ise K-ağacını sağlayan $\sum_{i=1}^{n} x_{0i} = 2K$ x setidir ve formülasyonu aşağıdaki gibidir:

Amaç Fonksiyonu

$$\min_{x \in X} \sum_{i,j \in V \cup \{0\}} c_{ij} x_{ij} \qquad (1)$$

Kısıtlar

$$\sum_{j \in V \cup \{0\},\ j \neq i} x_{ij} = 2, \ \forall i \in V \qquad (2)$$

$$\sum_{i \in S} \sum_{j \in S} x_{ij} \geq 2l(S), \ \forall S \subset V \ ve \ |S| \geq 2 \qquad (3)$$

$l(S) = \left\lceil \frac{q(S)}{Q} \right\rceil$, S servisi için gerekli olan minimum araç sayısının alt sınırı ve $q(S) = \sum_{i \epsilon S} q_i$ ve $\bar{S} = V \cup \{0\} - S$. $u_i, i \in V$ ve $S \subseteq V$ için $v_S \geq 0$, $|S| \geq 2$ (2) ve (3) kısıtları için Lagrange çarpanları olsun. Buna göre (1) – (3) denklemleri için Lagrange gevşetmesi aşağıdaki gibi tanımlanır:

$$L(u, v) = \min_{x \in X} \sum_{i,j \in V \cup \{0\}} \bar{c}_{ij} x_{ij} + 2 \sum_{i=1}^{n} u_i + 2 \sum_{S \subseteq V} v_S l(S) \qquad (4)$$

$u_0 = 0$ ve $\bar{c}_{ij} = c_{ij} - u_i - u_j - \sum_{(i \in S, j \in \bar{S}\ veya\ j \in S, i \in \bar{S}} v_S$ dir. Kapasite kısıtları aşağıdaki şekilde sıkılaştırılır:

Her $S \subset V$ için

$$S' = \left\{ j \epsilon \bar{S} \,\middle|\, j \geq 1 \ ve \ q_j > l(S) - \sum_{j \in S} q_j \right\} \qquad (5)$$

$$e_j = \begin{cases} 0, & j \in S \\ 0, & j \in S' \\ \frac{l(S)}{l(S)+1}, & j \in S' \ ve \ |S'| > 2 \\ 1, & j \in \bar{S} - S' \end{cases} \qquad (6)$$

olsun. Böylece sıkılaştırılmış kapasite kısıtları aşağıdaki şekildedir.

$$\sum_{j=0}^{n} e_j \sum_{i \in S} x_{ij} \geq 2l(S) \qquad \forall S \subset V, \ |S| \geq 2 \qquad (7)$$

5.1.2. ARP İçin Çok Yüzlü Yaklaşım

GSP çözmedeki çok yüzlü (polyhedral) yaklaşımın başarısı, ARP'ye uygulanmasına ilham kaynağı olmuştur. Bu yöntem ile literatürde yer alan ve şu ana kadarki çözülebilen en büyük ARP problemi olan 134 müşterilik problem çözülmüştür.

Kapasiteli Araç Rotalama Problemi (KARP) için, dal-sınır yöntemini temel alan tamsayılı doğrusal programlama önerilmiştir. Alt tur eleme kısıtı (4), GSP için geçerli olan $\sum_{i,j \in S} x_{ij} \leq |S| - 1$ kısıtının genelleştirilmiş halidir. Bundan dolayı kısıt sayısı 2^n kadardır. Bunun yanında KARP'nin, alt tur eleme kısıtları, $l(S), S \subseteq V$ değerinin bulunması gibi ek bir zorluğu vardır. Alt probleme bağlı arama ağacındaki bir düğüm noktası aşağıdaki gibi tanımlanır:

- İndirgenmiş problem, (1) – (3), (5), (6) ve (4) denklemi gibi bazı ek alt tur eleme kısıtlarından oluşur.
- $$l(S) = \begin{cases} \left\lceil \frac{1}{Q} \sum_{i \in S} q_i \right\rceil & KARP\ için \\ max\left\{ \frac{1}{Q} \sum_{i \in S} q_i , \frac{1}{L} \sum_{i,j \in S} c_{ij}\, x_{ij} \right. & KMARP\ için \end{cases} \quad (8)$$

KMARP: Kapasite ve mesafe kısıtlı araç rotalama problemi

Alt problemin gevşetilmesi, (5) denklemindeki tamsayı kısıtının gevşetilmesi ile olmaktadır. Bu gevşetmenin alt probleme optimal sonuç vermediği durumda, alt problem için geçerli olan alt tur eleme kısıtının gözden geçirilmesi gerekmektedir. GSP için alt tur eleme kısıtlarının tanınması için etkin bir yöntem varken, ARP için etkin bir yöntem yoktur. Uymayan (4) kısıtı için basit bir arama sezgiseli kullanılmış, rastgele oluşturulan ve 15 ile 50 şehirden oluşan problemlerde test edilmiştir.

Laporte ve arkadaşlarının 1985 yılında önerdiği yönteme, başka bir alt tur eleme kısıtı eklenerek yöntem geliştirilmiştir:

$$\sum_{i,j \in S, i<j} x_{ij} + \sum_{i \in S} x_{0i} - m \leq |S| - l(\bar{S}), \qquad S \subseteq V\ ve\ 1 \leq |S| \leq n-2 \qquad (9)$$

Uymayan kısıtları aramak için (4) ile (9) kısıtları beraber kullanılmıştır. Rastgele üretilen problemlerde yeni yöntem ile, Laporte ve arkadaşlarının yönteminden daha düşük alt sınır üretilip, daha az dallanma kullanılarak çözüme ulaşılmıştır. Bu yöntem rastgele seçilmiş 15 ile 100 müşteri arasında mevcut olan problemlerde test edilmiş ve Laporte'nin yöntemine göre daha hızlı sürede, daha iyi sonuçlar elde edilmiştir.

Grafiksel Araç Rotalama Problemi (GARP), Kapasiteli Araç Rotalama Probleminin (KARP) gevşetilmiş halidir. Her bir müşteri en az bir rotada olacak ve kapasite kısıtları sağlanacak şekilde *k* rotaları oluşturulur.

GSP için kullanılan tarak eşitsizlikleri, ARP problemleri için aşağıdaki gibi kullanılmıştır:

$k \geq 2$ olan G grafiği, $W_0, W_1, \dots, W_s \subseteq V$ aşağıdaki kısıtları sağladığı varsayılsın

- $|W_i \backslash W_0| \geq 1, \;\; i = 1, \dots, s$
- $|W_i \cap W_0| \geq 1$

- $\left|W_i \cap W_j\right| = 0,\ 1 \leq i \leq j \leq s$
- $s \geq 3$ ve tek sayı

Tarak eşitsizliği aşağıdaki gibidir:

$$\sum_{a=0}^{s} \sum_{i,j \in W_a} x_{ij} \leq \sum_{a=0}^{s} |W_a| - \frac{3s+1}{2} + \propto (k-1) \qquad (10)$$

$$\propto = \begin{cases} 0, & eğer\ 0 \notin \bigcup_{a=0}^{s} W_a \\ 1, & eğer\ 0 \in W_0 \backslash \bigcup_{a=1}^{s} W_a\ veya\ 0 \in W_b \backslash W_0\ b = 1, \dots, s \\ 2, & eğer\ \ 0 \in W_b \cap W_0\ \ b = 1, \dots, s \end{cases} \qquad (11)$$

Yukarıdaki kısıtlara ek olarak eğer $0 \in W_1 \backslash W_0$ ise, tarak eşitsizliği aşağıdaki gibi kuvvetlendirilir:

$$\sum_{a=0}^{s} \sum_{i,j \in W_a} x_{ij} \leq \sum_{a=0}^{s} |W_a| - \frac{3s+1}{2} + k - R(V \backslash W_1) \qquad (12)$$

R(S), $\{V \backslash 0\}$ bir parçası olan $S_1, \dots, S_t, \dots, S_k$ ve $\sum_{i \in S_\alpha} q_i \leq Q, 1 \leq \alpha \leq k,$ $S \subseteq \bigcup_{\propto=1}^{k} S_\propto$ denklemlerini sağlayan en küçük tamsayı (t) değeri olarak tanımlanır. Alt tur elemesi ve tarak eşitsizlikleri kullanılarak dört problem çözülmüştür. Bu doğrultuda üç tane 18 müşterilik problem ve bir tane 50 müşterilik problem çözülmüştür.

5.2. Sezgisel Yöntemler

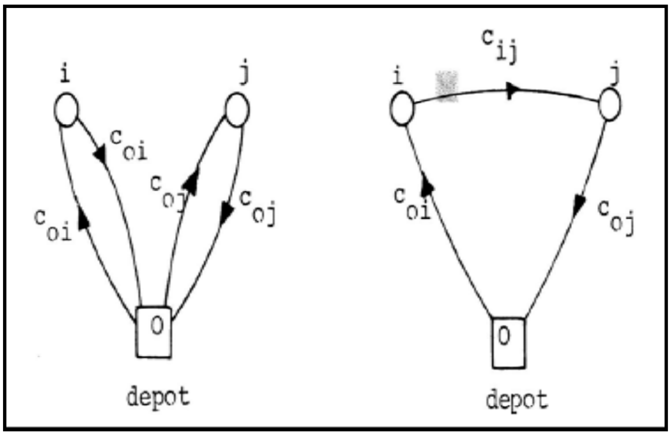
ARP için sezgisel yöntemler; klasik sezgisel yöntemler ve meta sezgisel yöntemler adı altında iki ana gruba ayrılmıştır. Klasik sezgisel yöntemler, turların yapımı ve geliştirilmesini içermektedir. Clark ve Wright (1964) tarafından ortaya atılan tasarruf yöntemi, Gillet ve Miller (1974) tarafından önerilen süpürme yöntemi, Christofides ve arkadaşları (1979) tarafından geliştirilen iki aşamalı yöntem ve Renaud ve arkadaşları (1996) tarafından önerilen petal yöntemi klasik sezgisel yöntemlerdir. Önde gelen meta sezgisel yöntemler ise, Genetik Algoritma, Tavlama Benzetim, Yapay Sinir Ağları ve Tabu Aramadır (Aarts ve Lenstra, 1997).

5.2.1. ARP için Klasik Sezgisel Yöntemler

Bu kısımda kısaca ARP için üretilen klasik sezgisel yöntemlerden bahsedilecektir.

5.2.1.1. Tasarruf Yöntemi

ARP problemlerini çözmek için geliştirilen yöntemlerden birisi, Clarke ve Wright tarafından 1964 yılında geliştirilen ve belki de bilinen en iyi tur oluşturma sezgiseli olan Tasarruf yöntemidir. Bu yöntem, her bir müşteri ikilisi arasındaki maliyet tasarrufunu hesaplayarak başlar. Maliyet tasarrufları hesaplanarak iki müşteri arasına bir müşteri eklenir. Şekil –2'de görüldüğü gibi i ve j. müşteri ayrı turlardadır, i. müşteriden sonra j. müşteri eklenerek turlar birleştirilir.



Şekil –2. Tasarruf Yöntemindeki Müşteri Birleştirilmesi

$$s_{ij} = (c_{0i} + c_{i0} + c_{0j} + c_{j0}) - (c_{0i} + c_{ij} + c_{j0}) \quad (13)$$

$$s_{ij} = c_{i0} + c_{0j} - c_{ij} \quad (14)$$

Denklem (14)'deki tasarruf miktarı (s_{ij}), i. müşteri ve j. müşterinin ayrı turlarda değil aynı turda hizmet almasından kaynaklanan bir maliyet tasarrufudur. Bu maliyet tasarrufu iki bağımsız turun birleştirilmesi ile ortaya çıkmaktadır. Her zaman tasarruf yönteminde, en büyük tasarrufu sağlayan (i, j) ikilisi, müşteri talebi ve araç kapasitesi kısıtları dikkate alınarak seçilir. Bütün müşterilerin araçlara atanmasına kadar bu işlem tekrarlanır.

Clarke-Wright'ın tasarruf yöntemi, kolay anlaşılabilmesi ve diğer ARP yöntemlerine göre esnek olması sayesinde geniş bir kullanım alanına sahiptir. Bu yöntem Gaskell (1967) ve Yellow (1970) gibi pek çok araştırmacı tarafından günümüze kadar uzanan zaman diliminde geliştirilmiştir.

5.2.1.2. Süpürme Yöntemi

Gillet ve Miller (1974) tarafından önerilen Süpürme (Sweep) Yöntemi, orta ve büyük boyutta KARP problemlerini çözmek için geliştirilmiştir. Her bir nokta polar koordinatlar $i = 1, \ldots, n$ için (r_i, θ_i) ve depo ise $r_0 = 0 \; ve \; \theta_0 = 0$ olarak ifade edilir. Koordinatlar θ_i temel alınarak artan sıra ile dizilir.

- Kullanılmamış araç (k) seçilir.

- En düşük açıya sahip nokta ile başlanarak, noktalar k araç kapasitesi doluncaya kadar k aracına eklenir. Rota üzerindeki tüm noktalar bitinceye kadar bu işlem devam eder.
- Her bir araç rotası GSP yöntemlerinden biri ile optimize edilir.

5.2.1.3. İki Aşamalı Yöntem

İki Aşamalı Yöntem, KARP problemlerini çözmek için geliştirilmiştir. Yöntem aşağıda açıklandığı gibi iki aşamadan oluşmaktadır:

Aşama 1

Adım 1: k=1 olarak atanır.

Adım 2: Herhangi bir tura dahil olmayan müşteriler (s) seçilerek R_k turu oluşturulur. Bütün tura dahil olmayan müşteriler $(i \neq s)$ için aşağıdaki gibi δ_i hesaplanır.

$$\delta_i = c_{0i} + \lambda c_{is}, \qquad \lambda \geq 1$$

Adım 3: $\delta_{i^*} = min[\delta_i]$ olan ve olurlu olan, k rotasına (R_k) i^* seçilerek eklenir. r-Opt kullanılarak R_k optimize edilir ve bu adım, R_k turuna başka bir müşteri eklenemeyinceye kadar devam eder.

Adım 4: $k = k + 1$ olarak atanır ve 2.adım ve 3.adım bütün müşteriler turlara alınana kadar tekrar edilir.

Aşama 2

Adım 1: h, $\bar{R}_r = (0, i_r, 0)$ olan 1. aşamadan elde edilen tur sayısı ve R_r'den seçilen müşteri i_r olsun. $K = (\bar{R}_1, \dots, \bar{R}_h)$ olarak atanır.

Adım 2: Her $\bar{R}_k \in K$ ve her tura alınmayan j noktası için, $\mu \geq 1$ olan $\epsilon_{rj} = c_{0j_r} + \mu c_{j\,i_r} - c_{0i_r}$ ve $\epsilon_{r^*j} = min[\epsilon_{rj}]$ hesaplanır.

Adım 3: $\bar{R}_r \in K$ seçilir ve $K = K \backslash \bar{R}_r$ olarak atanır. Her bir j için $\epsilon_{r'j} = \min_{R_r \in K}[\epsilon_{rj}]$ olan $\bar{\delta_j} = \epsilon_{r'j} - \epsilon_{rj}$ hesaplanır.

Adım 4: $\delta_{j^*} = max[\delta_j]$ olan j^* seçilir ve $\bar{R}_r$'ye eklenir. r-Opt kullanılarak $\bar{R}_r$ optimize edilir ve başka bir kenar kalmayana kadar 3. adım tekrar edilir.

Adım 5: Eğer $K \neq 0$ ise, 2. adıma git. Aksi halde eğer bütün kenarlar tura dahil edilmiş ise dur, aksi halde 1. Aşamadaki 2. adıma git.

5.2.1.4. Geliştirilmiş Petal Sezgiseli

Petal sezgiseli ARP için ilk olarak Foster ve Ryan (1976) tarafından önerilmiştir. Daha sonra 1993 yılında Ryan ve arkadaşları tarafından geliştirilmiştir (Renaud ve diğerleri, 1996). Geliştirilmiş petal sezgiseli ise Renaud ve arkadaşları tarafından 1996 yılında önerilmiştir. Bu sezgisel yöntem, petal yöntemi ile turların oluşturulması ve kolon yenileme işlemine göre optimal seçimin yapılmasıdır. Bu sezgisel kısa sürede optimale yakın sonuçlar vermektedir. 1-petal sezgiseli ve 2-petal sezgiseli aşağıda anlatıldığı gibi turların oluşturulmasında kullanılmaktadır.

1-petal sezgiseli S müşterileri için Hamilton turu oluşturur. İlk tur oluşturulur ve kalan noktalar kısmi tura eklenir. Sonunda 4-Opt kenar değişimi ile tur geliştirilir.

2-petal sezgiseli birbirlerine en uzak olan iki nokta seçilerek iki başlangıç turu oluşturulur. Geri kalan noktalar ise en ucuz ve uygun yerleştirme yöntemine göre yerleştirilir. Turlar γ parametreli 4-Opt yöntemine göre tekrardan optimize edilir. Eğer eklenmemiş noktalar kalmış ise, 6 adım uygulanarak kısmi turlar geliştirilir. Tüm noktalar turlara yerleştirildiğinde 4-Opt yöntemine göre turlar optimize edilir. Bu yöntemin adımları aşağıdaki gibidir:

Adım 1: Bütün noktalar, depoya olan polar açı pozisyonlarına göre artan bir sıra ile listelenirler.

Adım 2: $i = i + 1$ olarak belirlenir ve $i > n$ ise dur.

Adım 3: $S = \{v_i\}$ olsun. $c = 2c_{0i}$ maliyeti hesaplanır. $j = i + 1$ ve $S = \{v_i, v_j\}$ olarak belirlenir. Eğer tur olurlu değil ise 4. adıma git. Aksi halde S ve c güncellenir.

Adım 4: $j = j + 1$ ve $S = \{v_i, \dots, v_j\}$ olarak belirlenir. Eğer $\sum_{k=i}^{j} q_k > Q$ ise 5. adıma gidilir. Aksi halde S ile 1-petal sezgiseli uygulanır. Eğer olurlu bir tur tanımlanamamış ise 5. adıma gidilir. Aksi halde S çözümünü ve c maliyetini kaydet ve bu adımı tekrarla.

Adım 5: Eğer $\sum_{k=i}^{j} q_k > 2Q$ ise 6. adıma gidilir. Aksi halde 2-petal sezgiseli uygulanır. Eğer uygun olan çözüm yok ise 6. adıma gidilir. Aksi halde S çözümü ve c maliyeti kaydedilir, $j = j + 1$ olarak belirlenir ve bu adım tekrarlanır.

Adım 6: Eğer $j = 2$ ise 2. aşamaya gidilir. Aksi halde S içerisindeki son nokta (h) olsun. c_h'de h noktasının maliyeti olsun. Eğer $c_{h-1} \leq c_h$ ise, v_h S'den çıkartılır ve 2. adıma gidilir.

Bu sezgisel tarafından üretilen çözümlerde kesişen turlar olabilir. Bu çözümler daha sonra aşağıdaki formülasyon ile tekrar çözülürler.

Amaç Fonksiyonu

$$Min\ Z = \sum_{l \in L} c_l x_l \qquad (15)$$

Kısıtlar

$$\sum_{l \in L} a_{kl} x_l = 1, \quad k = 1, \dots, n \qquad (16)$$

$$x_l = 0\ \ veya\ \ 1 \qquad (17)$$

L 1-petal ve 2-petal çözüm adayları seti, c_l turların maliyeti ve v_k l turuna ait ise

$a_{kl} = 1$ dir.

Bu yöntem 14 KARP test probleminde denenmiştir ve en iyi çözüme %2.38 yakınlıktaki çözümlere bilgisayar zamanı ile 0.43 ile 11.70 dakikada ulaşılmıştır.

5.2.2. Meta Sezgisel Yöntemler

Son yıllarda ARP için geliştirilen meta sezgisel yöntemlerden en çok kullanılanları; Genetik Algoritma (GA), Yapay Sinir Ağları (YSA), Tabu Arama (TA) ve Tavlama Benzetimdir (TB). Bu yöntemler özel yöntemler ile çözüm uzayını araştırırlar. Genellikle bu yöntemler klasik sezgisel yöntemlere göre daha iyi sonuç vermesine karşın çözüm zamanları çok daha fazladır.

5.2.2.1. Tavlama Benzetim Yöntemi

ARP için üç farklı Tavlama Benzetim (TB) yöntemi vardır. Bunlar Alfa ve arkadaşları (1991), Osman (1993) ve Breedam (1995) tarafından önerilen yöntemlerdir. Alfa ve arkadaşlarının 1991 yılında önerdiği TB yöntemi, küçük ve orta boyuttaki problemler için çok iyi sonuçlar vermemiştir.

Osman (1993) tarafından önerilen TB yönetimi, λ-değiştirme mekanizması adı verilen yönteme dayanmaktadır. $S = \{R_1, \dots, R_p, \dots, R_q, \dots, R_m\}$ ARP için olurlu çözümler olsun. S içinden iki tur (R_p ve R_q) seçilir. S_p ve S_q, R_p ve R_q rotaları arasında λ-değiştirme mekanizması ile değiştirilecek $S_p \subseteq R_p$ ve $S_q \subseteq R_q$ olan nokta seti olsun. S_p ve S_q'nin boyutları $\lambda = 1$ veya 2 iken $|S_p| \le \lambda$ ve $|S_q| \le \lambda$'dır. Bu yöntem S_p ve S_q rotaları arasında değiştirmeyi veya müşterilerin bir turdan diğerine aktarılmasını içermektedir. Yeni rotalar $R_p^{'} = (R_p - S_p) \cup S_q$ ve $R_q^{'} = (R_q - S_q) \cup S_p$ ve yeni ARP çözümleri ise $S = \{R_1, \dots, R_p^{'}, \dots, R_q^{'}, \dots, R_m\}$ olmaktadır. Osman tarafından önerilen TB yöntemi aşağıdaki gibidir:

Adım 1: Bir başlangıç çözümü oluşturulur.

Adım 2: λ-değiştirme mekanizması kullanılarak arama uygulanır. $S^* = S$ şu andaki çözüm olsun. $R = 3, k = 1, T_r = \Delta_{max}$ olarak atanır ve β uygun değişimlerin sayısıdır.

Adım 3: $S^{'}$ çözümü seçilir. Eğer $f(S^{'}) > f(S)$ ve $exp^{-\left(\frac{f(S^{'})-f(S)}{T_k}\right)} \geq \theta$ ise $S^{'}$ kabul edilir. θ uniform (birbiçimli) dağılıma sahip $0 < \theta < 1$ olan bir parametredir. Eğer $f(S^{'}) < f(S^*)$ ise $S^* = S^{'}$ ve $T^* = T_k$ olarak güncellenir. Aksi halde S olduğu gibi bırakılır.

Adım 4: Sıcaklık aşağıdaki formüle göre güncellenir.

$T_k = \frac{T_k}{1+\gamma T_k}$ ve $\gamma = \frac{\Delta_{max} - \Delta_{min}}{(n\beta + n\sqrt{k})\Delta_{max}\ \Delta_{min}}$

Herhangi bir değişim olmadan arama tamamlandığı zaman artırma kuralı uygulanır:

$T_r = \max(\frac{T_r}{2}, T^*)$ ve $T_k = T_r$ olarak belirlenir. $k = k + 1$ olarak güncellenir.

Adım 5: Eğer k=R ise durulur ve en iyi sonuç S^* olarak raporlanır. Aksi halde 3.Adıma gidilir.

Literatürde yer alan 29 ile 129 müşteri arasında ve 50 ile 100 müşteri arasında rastgele oluşturulmuş 26 problem test edilmiştir. Bu yöntem Christofides ve arkadaşlarının (1979) önerdiği yöntem ile çözülen problemlerden 14'ünün 8'inde daha iyi sonuç vermiştir.

5.2.2.2. Yapay Sinir Ağları

Yapay Sinir Ağları (YSA) ağ hakkında bilgi veren, farklı ağırlıkları olan ve birbirine bağlı sinir setlerinden oluşur. Rastgele ağırlıklardan başlayıp, sinirlerin gelişmesine bağlı olarak öğrenme algoritması ile ağırlıklar ayarlanır.

Literatürde ARP için YSA uygulamaları sınırlıdır. El Ghaziri (1991) tarafından önerilen, KARP için YSA'yı temel alan ve kendini organize eden yöntem aşağıdaki gibidir:

- Ağırlıklı vektörler ile çeşitli farklı turlar tanımlanır.
- Girdi vektörü değerlendirilerek çıktı değeri hesaplanır. Kazanan çıktı (j^*) en yüksek çıktı veren birimdir.
- j birimin ağırlık vektörü $w_j = (w_{ij}), i = 1, \dots, n$ ve f j biriminin fonksiyonu olan $w_j = w_j + f(j, j^*)(I - w_j)$ şeklinde değiştirilir.
- Ağırlık vektörü, herhangi bir ağırlık vektörü her bir noktaya çok yakın olana kadar değiştirilir. Turlar noktalara taşınarak ARP turları oluşturulur.

Bu yöntem Christofides ve arkadaşlarının (1979) çalışmasında yer alan 50, 100 ve 200 müşterili üç problemde test edilmiştir. Fakat iyi sonuçlar elde edilememiştir. Matsuyama (1991) KARP'yi çözmek için benzer bir fikir ortaya koymuş ve 532 şehirlik GSP'ye, kapasite kısıtı eklenerek oluşturulan problemi çözmüştür.

5.2.2.3. Tabu Arama Yöntemi

Tabu arama yöntemi ARP için iyi sonuçlar vermiştir. Tabu arama ile ilgili sadece literatürdeki problemler değil, günlük hayattaki problemler de çözülmüştür. Semet ve Taillard (1993) ve Rochat ve Semet (1994) tarafından uygulanan yöntem ile maliyetler %15 azalmıştır. Taillard (1993) tarafından önerilen paralel uygulamalar içeren Tabu Arama yöntemi ile büyük boyuttaki problemler çözülmüştür.

Semet ve Taillard (1993), İsviçre'de bulunan 45 farklı market için dağıtım rotalama problemini çözmüşlerdir. Bu problemin kısıtları ise, bütün siparişlerin belirli bir zamanda teslim edilmesi, araç kapasitelerinin sağlanması ve her bir mağazaya belirli sayıda araç gönderilmesi kısıtlarıdır. Bu problem TA yöntemi kullanılarak çözülmüş ve sonuçta dağıtım masraflarında %10-15 arasında bir azalma meydana gelmiştir.

Rochat ve Semet (1994), İsviçre'de faaliyet gösteren, hayvan yemi ve un dağıtan büyük bir firmadaki dağıtım problemini çözmüşlerdir. Firmanın maliyetlerinin büyük bir kısmını oluşturan dağıtım maliyetlerinin azaltılması amaçlanmıştır. Problemin müşteriler, araç filosu ve dağıtım ekibi ile ilgili bazı kısıtları vardır. Her bir müşteri belirli bir araç setinden sadece bir araç tarafından hizmet almalıdır. Köy, şehir merkezi ve tarla alanları gibi çeşitli dağıtım yerleri olduğundan dağıtım zamanı önemlidir. Farklı kapasitelere sahip 14 aracın kapasite sınırlarına uyması gerekmektedir. Toplam rota süresi, yolculuk zamanı, servis süresi ve bekleme sürelerinin toplamı 10 saat 15 dakikayı geçmemelidir. Problem TA ile çözüldüğünde, uygun bir bilgisayar çözüm zamanı ile daha az araç kullanılarak, kullanılan yöntemden daha iyi sonuçlar elde edilmiştir.

Rochat ve Taillard tarafından (1995) önerilen yöntem, TA yönteminin uzun dönemli hafızasında yer alan yoğunlaştırma ve farklılaştırma unsurlarını içerir. Bu TA yöntemi aşağıda anlatılmıştır:

Adım 1: Yerel arama yöntemi kullanılarak I farklı başlangıç turu oluşturulur.

Adım 2: Tek müşterili turlar çıkartılır. Turlar maliyete göre artan bir sıraya göre sıralanır ve yeni tur seti (T) oluşturulur.

Adım 3: $T' = T$ olarak atanır. S, T'den çıkartılan tur seti iken, $S = \emptyset$ olarak atanır.

Adım 4: S kısmi çözümü kullanılarak S' olurlu çözümü üretilir ve S'e ait olmayan bazı müşteriler dahil edilir. Yerel arama yöntemi kullanılarak S' çözümü geliştirilir.

Adım 5: Tek müşterili turlar, geliştirilmiş S' turundan çıkartılır ve geri kalan T turlarına eklenir ve 2. Adıma gidilir.

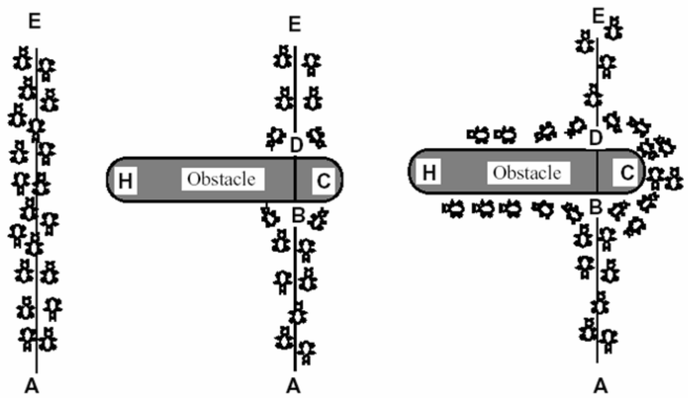
Adım 6: 3 ve 5. Adımlar durma kriterine ulaşılana kadar tekrarlanır.

Rochat ve Taillard (1995) geliştirdikleri yöntemi, basit ARP ve Zaman pencereli ARP üzerinde denemişlerdir. Fisher'in (1994) 134 şehirlik problemi, Christofides ve arkadaşlarının (1979) 199 şehirlik problemi ve Taillard'ın (1993) 385 şehirlik problemi üzerinde test edilmiş ve tatmin edici sonuçlar elde edilmiştir. Solomon'un 56 zaman pencereli araç rotalama problemlerinden 27'sinde daha iyi sonuçlar elde edilmiştir.

5.2.2.4. Karınca Kolonisi Optimizasyonu

Marco Dorigo, 1992 yılında doktora tezinde karınca algoritmasını ilk olarak çalışmıştır. Karıncaların belirli bir mantığa göre hareket ettiğini düşünen Dorigo, karınca kolonisi optimizasyonunu, gezgin satıcı problemi ve araç rotalama problemi gibi optimizasyon problemlerine uygulamıştır. 200 adet karınca kullanarak deneyler yapmıştır. Çeşitli yiyecek ve engeller koyarak her bir karıncanın hareketini incelemiştir. Bu gözlemlerin sonucunda karıncaların en kısa yolu bulduklarını görmüştür.

Şekil – 3'te görüldüğü gibi karıncalar A noktasından E noktasına gitmektedirler. Bu iki nokta arasına bir engel koyulduğu zaman, karıncalar ilk önce hem C hem de H tarafını kullansa da, uzun vadede sadece C noktasını kullanmıştır. Karıncaların her zaman kısa yolu seçmelerinin sebebi salgıladıkları feromenlerdir. Feromen, bazı hayvanların kendi cinslerinden diğer hayvanları etkilemek için kullandıkları bir tür kimyasal salgıdır. Karıncalar ilerlerken, belirli bir miktar feromen depo ederler ve olasılığa dayanan bir yöntemle feromenin daha çok olduğu yolu, az olduğu yola tercih ederler. Depo ettikleri feromenleri, gıdaya giderken seçtikleri yola bırakarak, kendilerinden sonraki karıncalara yol seçiminde yardımcı olurlar. Bu içgüdüsel davranış, onların gıdaya giden en kısa yolu bulmalarını sağlar.



Şekil 3. Karıncaların A-E Arasındaki Rotaları

Karınca kolonisi algoritması farklı yaklaşımlar kullanılarak pek çok farklı türde problemi çözmekte kullanılmaktadır. Bu algoritma gezgin satıcı problemi ve araç rotalama problemi türlerinde de kullanılmaktadır. GSP ve ARP çözmek için, karınca kolonisi algoritması kullanıldığında karıncalara doğal olmayan, mesafeyi hesaplama ve artırılmış hafıza davranışları eklenmektedir. Karınca kolonisi algoritmasının ARP problemlerine uygulanışı aşağıdaki şekildedir:

1. m karınca rastgele seçilen şehirlerden serbest bırakılır.
2. Karınca daha önce tanımlanan parametreye göre gezgin veya takipçi olarak belirlenir.
3. Her bir karınca feromen miktarı ve şehirlerarası mesafeye göre gideceği şehri seçer.
4. Her bir kenardaki feromen miktarları güncellenir.
5. Her bir şehir ziyaret edilene kadar 2. ve 3. aşama tekrar edilir.
6. Bütün karıncalar turu tamamladığı zaman en çok feromen içeren kenarlar bu turdaki en iyi sonucu oluşturur.
7. Karıncaların hafızaları silinir.
8. Durma kriteri sağlanana kadar önceki adımlar tekrarlanır.

Karınca kolonisi algoritması literatürdeki test problemlerinde denenmiş, tavlama benzetim, yapay sinir ağları yöntemlerine yakın sonuçlar vermiş ve tabu arama yönteminden az bir farkla kötü sonuçlar vermiştir.

6. Sonuç

Araç Rotalama Problemi gerçek hayatta her alanda karşılaşılan bir problemdir. Ticaretin başlamasından beri ürünlerin belirli bir yerden başka bir yere taşınması, dünya ekonomisi açısından çok önemli bir yere sahiptir. Ekonomi alanında önemli bir yere sahip olan bu problem için, araştırmacılar yıllardır çalışmalarını sürdürmektedirler. Dağıtım maliyetleri yapılan çalışmaya göre, ürün maliyetlerinin yaklaşık %20'si kadardır. Buna göre dağıtım sisteminde yapılan ufak bir geliştirme, tatmin edici bir maliyet tasarrufu sağlamaktadır. Dağıtım merkezinin yeri ve dağıtımın yapılacağı müşteriler, dağıtım sisteminin iki parçasını oluşturmaktadır. Dağıtım problemi dağıtım rotalarının belirlenmesi ve optimize edilmesi ile ilgilidir.

Günümüzde ise teknolojinin hızla gelişmesi, firmalardaki rekabetin artması ve Dünya'nın bir pazar haline gelmesinden dolayı dağıtım sistemleri çok daha etkin ve karmaşık hale gelmiştir. Gerçek hayat uygulamalarının çoğunda olurlu çözümlere ulaşılabilmesine rağmen, çözüm yöntemleri oldukça karmaşıktır. Çözüm zamanı müşteri sayısı arttıkça, buna bağlı olarak üstel olarak artmaktadır.

Dağıtım sistemlerine finansal olarak ciddi bir harcama yapılmaktadır. Amerika Birleşik Devletlerinde yıllık dağıtım maliyeti 400 milyar dolar ve İngiltere'nin yıllık dağıtım harcaması 15 milyar sterlin olarak tahmin edilmektedir. Ayrıca araştırmalara göre dağıtım maliyetinin, ürünün toplam maliyetinin yaklaşık %16'sı olduğu tahmin edilmektedir. Böylece herhangi bir dağıtım maliyet azalışı firmalara büyük fayda sağlayabilmektedir. Bir İsviçre firması sezgisel bir ARP modeli kullanarak dağıtım maliyetlerini %10-15 arası azaltmıştır. Bu durumda anlaşılmaktadır ki etkin bir dağıtım modeli kullanılarak dağıtım maliyetinden ciddi bir şekilde tasarruf sağlanması mümkün olabilmektedir.

Bu çalışmada, Araç Rotalama Problemi ve farklı türleri tanıtılmış ve problemin gerçek hayattaki uygulamalarından bahsedilmiştir. Çeşitli kısıtlar ile çeşitlenen ARP detaylı bir biçimde incelenmiştir. ARP için en önemli kesin çözüm yöntemleri ve sezgisel çözüm yöntemleri detaylı olarak incelenmiştir.

Son yıllarda, Araç Rotalama Problemleri üzerine uluslararası literatürde çok sayıda çalışma yapılmış, bilimsel yöntemin oldukça başarılı sonuçlar verdiği gözlenmiştir. Ancak buna rağmen özellikle ülkemizde bilimsel metotlar göz ardı edilmekte ve çoğunlukla dağıtım rotalaması bilimsel olmayan yollarla yapılmaktadır. Bu da firmalar için ciddi bir fırsat maliyeti kaybı olmaktadır. Bu araştırmanın hem firmalara daha uygun dağıtım rotası belirleyerek maliyet tasarrufu sağlamaları açısından hem de bundan sonra yapılacak diğer çalışmalara ışık tutması, referans ve öncü olması açısından, literatüre önemli katkı sağlayacağı umulmaktadır.

Ayıca genellikle son yıllarda araştırmacılar ARP için birden fazla sezgiseli birlikte kullanarak çözüm aramışlardır. Bu çalışmada bahsedilen yöntemler birleştirilerek ARP problemlenlerine çözüm aranabilir.

KAYNAKÇA

Achuthan N. R., Caccetta L., Hill S. P. (1996), "A New Subtour Elimination Constraint for the Vehicle Routing Problem", European Journal of Operational Research, c. 91, sf. 573-586

Altınel İ. K., Öncan T. (2005), "A New Enhancement of the Clarke and Wright Savings Heuristic for the Capacitated Vehicle Routing Problem", Operational Research Society, c. 56, sf. 954-961

Bodin L., Golden B., Assad A. (1983), "Routing and scheduling of vehicles and crews: The state of art", Computers and Operations Research, c. 10(1), sf. 63-212

Christofides N., Mingozzi A., Toth P. (1979), The Vehicle Routing Problem In Combinatorial Optimization, Wiley Chichester

Clarke G., Wright J. W. (1964), "Scheduling of Vehicles from a Central Depot to a Number of Delivery Points", Operations Research, c. 12, sf. 568-581

Dantzig G., Fulkerson R., Johnson S. (1954), "Solution of a Large-Scale Travelling Salesman Problem", Journal of Operations Research Society, c.2, sf. 393-410

Fisher M. L. (1994), "Optimal Solution of Vehicle Routing Problems Using Minimum K-trees", Operations Research, c. 42, sf. 626-642

Gaskell T. J. (1967), "Bases for Vehicle Fleet Scheduling", Operational Research Society, c. 18, sf. 281-295

Gupta A., Krishnamurti R. (2003), "Parallel Algorithms For Vehicle Routing Problems", Parallel Processing Letters, c. 13, sf. 673-687

Laporte G. (1992), "The Vehicle Routing Problem: An overview of exact and approximate algorithms", European Journal of Operational Research, c. 59, sf. 345-358

Laporte G., Nobert Y., Desrochers M. (1985), "Optimal Routing Under Capacity and Distance Restriction", Operations Research, c. 33, sf. 1050-1073

Meeran S., Shafie A. (1997), "Optimum Path Planning Using Convex Hull and Local Search Heuristic Algorithms", Mechatronics, c. 7, sf. 737-756

Paessens H. (1988), "The Savings Algorithm for the Vehicle Routing Problem", European Journal of Operational Research, c. 34, sf. 336-344

Poot A., Kant G., Wagelmans A. (1999), "A Savings Based Method for Real-Life Vehicle Routing Problems", Econometric Institute Report

Reeves C.R. (1993), Modern Heuristic Tecniques for Combinatorial Problems, Blackwell, Oxford

Reeves C.R., Rowe J.E. (2002), Genetic Algorithms: Principles And Perspectives, Kluwer Academic Publishers

Renaud J., Boctor F. F., Laporte G. (1996), "An Improved Petal Heuristic for the Vehicle Routing Problem", Journal of Operational Research Society, c. 47, sf. 329-336

Rochat Y., Taillard E.D. (1995), "Probabilistic Diversification and Intersificarion in Local Search for Vehicle Routing", CRT-95-13

Simchi-Levi D., Bramel J. (1997), Logic of Logistics: Theory, Algorithms & Applications for Logistics Management, Springer-Verlag, New York

Waters D. (2006), Global Logistics: New Directions in Supply Chain Management Fifth Edition, Kogan Page

Yellow P. (1970), "A Computational Modification to the Savings Method of Vehicle Scheduling", Operational Research Quartely, c.21, 281-283.