

**T.C.  
SAKARYA ÜNİVERSİTESİ  
FEN BİLİMLERİ ENSTİTÜSÜ**

**BULANIK PROJE ÇİZELGELEME  
PROBLEMLERİNİN PARALEL KANGURU  
ALGORİTMASIYLA ÇÖZÜMÜ**

**YÜKSEK LİSANS TEZİ**

**End. Müh. Abdullah Hulusi KÖKÇAM**

**Anabilim Dalı : ENDÜSTRİ MÜHENDİSLİĞİ**  
**Tez Danışmanı : Prof. Dr. Harun TAŞKIN**  
**Ortak Danışman : Doç. Dr. Orhan ENGİN**

**Haziran 2010**

T.C.  
SAKARYA ÜNİVERSİTESİ  
FEN BİLİMLERİ ENSTİTÜSÜ

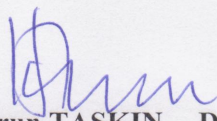
**BULANIK PROJE ÇİZELGELEME  
PROBLEMLERİNİN PARALEL KANGURU  
ALGORİTMASIYLA ÇÖZÜMÜ**

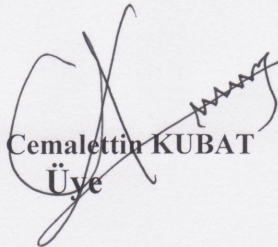
**YÜKSEK LİSANS TEZİ**

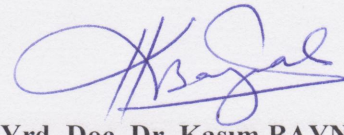
**End. Müh. Abdullah Hulusi KÖKÇAM**

**Anabilim Dalı : ENDÜSTRİ MÜHENDİSLİĞİ**

Bu tez 17/06/2010 tarihinde aşağıdaki jüri tarafından Oybirliği ile kabul edilmiştir.

  
Prof. Dr. Harun TAŞKIN  
Jüri Başkanı

  
Doç. Dr. Cemalettin KUBAT  
Üye

  
Yrd. Doç. Dr. Kasım BAYNAL  
Üye

## ÖNSÖZ

Günümüzde artan rekabet sebebiyle proje yönetimi çok daha fazla önem kazanmıştır. Proje yönetiminin en önemli parçalarından biri olan proje çizelgelemenin artık çok daha etkili ve verimli yapılması gerekmektedir.

Projelerin çizelgelenmesinde birçok belirsizlik ve kısıtla karşılaşılmaktadır. Proje çizelgeleme problemleri bu nedenle NP (Nondeterministic Polynomial-time) – Zor problemler sınıfına girmektedir. Bu problemlerin optimal-en iyi- çözümünün pratik bir şekilde elde edilmesi, günümüz bilgisayarlarıyla bile mümkün olmamaktadır.

Bu çalışmada, bulanık faaliyet süreli ve her faaliyetin kaynak ihtiyacının da bulanık olduğu proje çizelgeleme problemleri ele alınmıştır. Bu problemin gerçekçi olarak modellenmesinde bilinen en iyi yöntem olan Bulanık Küme Teorisi kullanılmış ve Pollard'ın Kanguru algoritması ile bu problemin çözümü yapılmıştır.

Çalışmamda beni yönlendiren ve her konuda bana yardımcı olan ortak tez danışmanım, sayın Doç. Dr. Orhan ENGİN'e, programlama konusunda bana ışık tutan ağabeyim, sayın Dr. S. Said KÖKÇAM'a ve sayın End. Müh. M. Kerim YILMAZ'a, ve beni maddi manevi destekleyen aileme teşekkürlerimi sunarım.

Haziran  
2010  
Sakarya

End. Müh. Abdullah H. KÖKÇAM

# İÇİNDEKİLER

ÖNSÖZ .....	ii
İÇİNDEKİLER .....	iii
ŞİMGELER VE KISALTMALAR LİSTESİ .....	vi
ŞEKİLLER LİSTESİ .....	vii
TABLolar LİSTESİ .....	viii
ÖZET .....	ix
SUMMARY .....	x

## BÖLÜM 1.

GİRİŞ .....	1
-------------	---

## BÖLÜM 2.

PROJE ÇİZELGELEME VE BULANIK PROJE ÇİZELGELEME .....	4
2.1. Proje Çizelgeleme .....	4
2.1.1. Giriş .....	4
2.1.2. Proje çizelgelemenin öğeleri .....	4
2.1.2.1. Faaliyetler .....	4
2.1.2.2. Öncelik ilişkileri .....	5
2.1.2.3. Kaynaklar .....	5
2.1.2.4. Gösterim belirleme .....	5
2.1.2.5. Performans ölçümleri .....	7
2.1.3. Proje çizelgeleme teknikleri .....	8
2.1.3.1. Gantt şeması .....	9
2.1.3.2. Kritik yol metodu (CPM) ve program değerlendirme ve gözden geçirme yöntemi (PERT).....	11
2.1.3.3. Grafikselsel değerlendirme ve gözden geçirme tekniği (GERT) ..	13

2.1.3.4. Doğrusal programlama (DP) ve tam sayılı programlama (TP) .	14
2.1.3.5. Dal Sınır Yöntemi .....	14
2.2. Bulanık Kümeler Teorisi .....	15
2.2.1. Klasik küme teorisi .....	15
2.2.2. Bulanık küme teorisi.....	16
2.3. Bulanık Proje Çizelgeleme Problemlerinin Çözümü.....	18
2.3.1. Giriş .....	18
2.3.2. Meta-sezgisel yöntemler .....	18
BÖLÜM 3.	
KANGURU ALGORİTMASI .....	25
3.1. Giriş .....	25
3.2. Kanguru Algoritması .....	28
3.2.1. Pollard'ın kanguru metodu paralelliği.....	29
3.2.2. Paralel kanguru metodunun özelliği .....	31
3.3. Paralel Kanguru Algoritması ile İlgili Yapılan Çalışmalar .....	32
BÖLÜM 4.	
BULANIK PROJE ÇİZELGELEME PROBLEMLERİNİN PARALEL KANGURU ALGORİTMASIYLA ÇÖZÜMÜ.....	34
4.1. Giriş .....	34
4.2. Problemin Tanımı ve Kullanılan Çözüm Teknikleri .....	34
4.2.1. Kısıtlar .....	35
4.2.1.1. En erken başlama kısıtı .....	35
4.2.1.2. En geç başlama kısıtı.....	36
4.2.1.3. Öncelik kısıtı .....	37
4.2.1.4. Kaynak kısıtı .....	37
4.2.2. Bulanık küme teorisi ile modelleme.....	37
4.2.3. Paralel kanguru algoritması .....	40
4.2.4. Faaliyet başlangıç zamanının belirlenmesi.....	43
4.3. Performans Kriterleri .....	45
4.4. Örnek Olay: Elektronik Ürün Geliştirme Projesi .....	46

BÖLÜM 5.

SONUÇLAR VE ÖNERİLER .....50

KAYNAKLAR .....52

ÖZGEÇMİŞ .....57

## SİMGELER VE KISALTMALAR LİSTESİ

$\tilde{b}$	Projenin bulanık en erken başlama zamanı
$\tilde{e}$	Projenin bulanık en geç bitiş zamanı
$\tilde{t}$	Bulanık şimdiki zaman
$\tilde{ebz}_i$	$i$ faaliyetinin bulanık en erken başlama zamanı
$\tilde{egz}_i$	$i$ faaliyetinin bulanık en geç başlama zamanı
$\tilde{etz}_i$	$i$ faaliyetinin bulanık en geç tamamlanma zamanı
$\tilde{bz}_i$	$i$ faaliyetinin bulanık başlama zamanı
$bz_i$	$i$ faaliyetinin başlama zamanı
$A$	Çizelgelemeye aday faaliyetler kümesi
$T$	Çizelgelenmesi tamamlanan faaliyetler kümesi
$K$	Kaynak mevcudiyetini gösteren bir vektör
$L$	İşlemdeki faaliyetler kümesindeki (I) biten işlerin tutulduğu liste
$EC$	Bulunan en iyi çizelge riskine sahip çözümün saklandığı liste
$n_{ik}$	$i$ faaliyetinin $k$ bulanık kaynağına olan ihtiyacını gösteren küme
$\tilde{C}$	Projenin bulanık tamamlanma zamanı

## ŞEKİLLER LİSTESİ

Şekil 2.1. Faaliyetlerin düğümlerde gösterilmesi.....	6
Şekil 2.2. Faaliyetlerin ok üzerinde gösterilmesi .....	7
Şekil 2.3. Gantt Şeması .....	10
Şekil 2.4. Tipik bir şebeke ve CPM yöntemi ile çözümü, erken bitirme (Te), geç bitirme (Tl) ve bolluk zamanları (S).....	12
Şekil 2.5. GERT ağ diyagramı örneği.....	14
Şekil 2.6. Klasik Küme Teorisi .....	16
Şekil 2.7. Bulanık Küme Teorisi.....	17
Şekil 3.1. Grek Alfabesi'ne göre metotlara isim veren çizimler.....	30
Şekil 3.2. (a) Rho Metodu ve (b) Kanguru Metodunun döngüsel yürüyüşleri .....	31
Şekil 4.1. Faaliyet süresinin ve kaynak ihtiyacının üyelik fonksiyonları .....	34
Şekil 4.2. Bulanık maksimum operatörü.....	36
Şekil 4.3. Bulanık minimum operatörü .....	37
Şekil 4.4. Büyük olma olasılık derecesi .....	38
Şekil 4.5. Büyük olma gereklilik derecesi .....	38
Şekil 4.6. Kesinlikle büyük olma olasılık derecesi .....	39
Şekil 4.7. Kesinlikle büyük olma gereklilik derecesi.....	39
Şekil 4.8. Paralel kanguru algoritmasının akış diyagramı.....	42



## TABLolar LİSTESİ

Tablo 2.1. Proje çizelgesi oluşturulurken izlenecek adımlar .....	8
Tablo 2.2. Faaliyetlerin süreleri ve öncelik ilişkileri .....	10
Tablo 2.3. Son yıllarda bulanık proje çizelgeleme ile ilgili yapılan çalışmalar .....	19
Tablo 4.1. Elektronik ürün geliştirme projesinin verileri.....	47
Tablo 4.2. Elektronik ürün geliştirme projesi için üretilen projenin $e\tilde{b}_z, e\tilde{g}_z, \tilde{b}_z$ ve tatmin değerleri .....	48

## ÖZET

Anahtar Kelimeler: CPM, PERT, Bulanık Küme Teorisi, Bulanık Proje Çizelgeleme, Meta Sezgisel Yöntemler, Kanguru Algoritması

Günümüzde şirketler artık sadece kendi bölgelerinde değil, küreselleşmenin getirdiği küresel pazarda rekabet etmek durumundadırlar. Bu rekabetin bir neticesi olarak gün geçtikçe ürünlerin ömürleri azalırken ürün çeşitliliği artmakta, bu da belirsizliğin artmasına ve planlamanın güçleşmesine yol açmaktadır. Böyle bir ortamda ayakta kalabilmek için şirketlerin doğru kararlar alarak doğru planlar yapması gerekmekte ve bu durum da proje çizelgelemenin önemini artırmaktadır. Bu problemin çözümünde kesin çözüm veren yöntemlerin kullanılması hem gerçekçilik açısından hem de bunların hesaplanması için gerekli süre açısından uygun olmamaktadır. Belirsizliğin çözümünde en doğal yöntem bulanık küme teorisi'dir. Bu yöntemin proje çizelgelemede kullanılmasıyla daha etkili ve verimli çizelgeler oluşturmak mümkün olmaktadır. Bu tez çalışmasında, faaliyet sürelerinin ve bu faaliyetlerin kaynak ihtiyacının bulanık olduğu, yeni bir ürün geliştirme projesi problemi üzerinde durulmuştur. Bu problemde belirsiz ve esnek olan geçici bilginin modellenmesinde bulanık küme teorisi kullanılmış ve problemin çözümünde, en düşük çizelge riskinin belirlenmesi ve her bir faaliyetin bütün kısıtlarının minimum tatmin değerlerini maksimize edecek bir başlama zamanının tespit edilmesi için paralel kanguru algoritması kullanılmıştır. Önerilen yöntem, proje yöneticilerinin belirsiz bir çizelgeleme ortamında, geç kalma ihtimali en düşük olan bir çizelgeyi seçmelerine yardımcı olabilmektedir.

# **SOLVING FUZZY PROJECT SCHEDULING PROBLEMS WITH PARALLELIZED KANGAROO ALGORITHM**

## **SUMMARY**

Keywords: CPM, PERT, Fuzzy Set Theory, Fuzzy Project Scheduling, Meta-Heuristic Methods, Kangaroo Algorithm

Today, as a result of ongoing globalization, companies do not have to only compete on the local market but worldwide. Globalization also caused an increase in product variety while shortening product life. Consequent confusion and uncertainty made predicting the future and planning accordingly much more difficult. To survive in such environment, companies should make the right decisions, and this is increasing the importance of project scheduling. Because classic planning and scheduling methods fail to keep up in such an environment, to make right decisions and to draw accurate plans for future requires an unconventional approach. Using exact methods to solve these problems is not feasible, due to required long computational time and realism of the project. An alternative way to solve this uncertainty is the fuzzy set theory, which is a natural way to solve uncertainty. By using this method, it is possible to make more effective and efficient schedules for a project. In this thesis, the problem of a new product development project with fuzzy activity durations and fuzzy resource requirements studied. Fuzzy set theory is used to model the uncertain and flexible temporal information, and parallelized kangaroo algorithm is used to determine minimum schedule risk, and find a starting time for each activity, that maximizes the minimum satisfaction value of all constraints of all activities. The proposed method may help the project managers to choose a schedule in an uncertain scheduling environment with the lowest probability of being late.

## **BÖLÜM 1. GİRİŞ**

Çizelgeleme, üretim ve hizmet sektörlerinin çoğunda temel olarak kullanılan bir karar verme sürecidir. Çizelgeleme, verilen zaman periyotlarında kaynakların görevlere atanması işlemini yapar ve hedefi, bir ya da birkaç amacı optimize etmektir (Pinedo, 2008).

Çizelgeleme problemleri spesifik üretim görevlerine göre çok geniş bir alana yayılmıştır ve birçoğu NP (Nondeterministic Polynomial-time) - Zor problemlerdir. Gerçek hayatta çizelgeleme problemleri iş çizelgeleme ve proje çizelgeleme problemleri olmak üzere iki çeşittir (Seçkin, 2005).

Faaliyetlerin beklenen zamanda yapılması hem finansal (gerekli mali kaynağın temini) hem de operasyonel (gerekli kaynakların temini) açıdan çok önemlidir. Proje faaliyetlerinin çizelgelenmesi günlük çalışma saatleri, haftalık çalışma günleri, tatiller vb. yani çalışma takviminin belirlenmesiyle başlar. Her faaliyetin ne kadar süreceği tahmin edilir ve faaliyetler arasındaki öncelik ilişkilerine ve her faaliyetin tahmini süresine göre çalışma takvimi yardımıyla proje çizelgesi oluşturulur (Seçkin, 2005).

Proje çizelgeleme konusunda yapılan çalışmaların büyük çoğunluğunda problemle ilgili tüm bilgilere sahip olduğu ve problemin statik deterministik ortamda çalıştığı varsayılmaktadır. Ancak gerçek hayatta proje faaliyetleri büyük ölçüde belirsizdir ve proje uygulanırken aşama aşama çözülmektedir (Herroelen ve Leus, 2005). Bulanık küme teorisi tam olarak tanımlanması zor olan sistemlerin modellenmesinde kullanılmaktadır. Bulanık küme teorisi kesin bilginin olmadığı ve özneliğin bulunduğu bir modeli formüle ederek çözüm sürecine sokan bir yöntemdir (Guiffreda ve Nagi, 1998). Dolayısıyla belirsizlikle dolu bu problemin en uygun çözümünü bulmak için belirsizlikle uğraşabilecek çözüm tekniklerine ihtiyaç vardır. Böyle bir

problemin çözümünde günümüzde kullanılabilecek en iyi yöntemlerden biri bulanık küme teorisidir.

Bulanık mantığın mimarı olan Lotfi A. Zadeh bulanık mantığın yeteneğini aşağıdaki gibi açıklamıştır: “...Bulanık mantık insanın iki mükemmel yeteneğinin resmileştirilmesi/makineleştirilmesi için yapılan bir girişim olarak görülebilir. Bunlardan ilki düzgünlüğün olmadığı, belirsizliğin, eksik bilgilerin, çelişen bilgilerin, gerçeğin bir parçasının ve olasılığın bir parçasının bulunduğu bir çevrede kısaca mükemmel bilginin olmadığı bir çevrede muhakeme etme ve mantıklı karar verme yeteneğidir. İkincisi ise geniş bir alandaki fiziksel ve zihinsel görevleri hiçbir ölçüm ve hesaplama yapmadan gerçekleştirebilme yeteneğidir” (Celikyılmaz ve Türksen, 2009).

Proje yönetiminde proje maliyetinin ve süresinin azaltılması oldukça önemlidir. Ancak yeni bir ürün geliştirme projesinde doğal olarak faaliyet sürelerinin ne olacağını doğru bir şekilde belirlemek çoğu zaman mümkün olmamaktadır. Faaliyet sürelerindeki bu belirsizlik yanlış çizelgeleme kararlarının verilmesine neden olabilir (Wang, 2002).

Projenin tamamlanma süresinin ve maliyetinin en aza indirilmesi, deterministik projeler için en önemli amaç olabilir. Ancak faaliyet sürelerinin ve kaynak ihtiyacının tam olarak belirlenememesi, yani bulanık olması durumunda proje süresinin veya maliyetin en aza indirilmesi gerçekçi bir amaç olmamaktadır. Çünkü projenin tamamlanma zamanı, seçilen faaliyete göre değişkenlik göstermekte ve bu değişimin tam olarak belirlenmesi mümkün olmamaktadır. Bu aşamada yapılan bir hata projede yanlış kararların verilmesine ve istenilen hedeflerden uzaklaşmaya sebep olabilir. Bu tür problemlerde bulanık proje çizelgeleme yönteminin kullanılmasıyla iyi ve gerçekçi bir çözüm elde edilebilir.

Bu tez çalışmasında, bulanık süreli ve bulanık kaynak kısıtlı proje çizelgeleme problemi üzerinde durulmuştur. Bu problemin çözümünde, en düşük çizelge riskinin belirlenmesi ve her bir faaliyetin bütün kısıtlarının minimum tatmin değerlerini maksimize edecek bir başlama zamanının tespit edilmesi için paralel kanguru

algoritması kullanılmıştır. Önerilen yöntem, proje yöneticilerinin belirsiz bir çizelgeleme ortamında, geç kalma ihtimali en düşük olan bir çizelgeyi seçmelerine yardımcı olabilmektedir.

Çalışmanın ikinci bölümünde proje çizelgeleme konusu anlatılmış ve bu kapsamda proje çizelgelemenin öğeleri ve teknikleri açıklanmıştır. Yine ikinci bölümde bulanık kümeler teorisi anlatılmış ve bulanık proje çizelgeleme problemlerinin çözümü açıklanmış ve bu problemin çözümünde kullanılan kesin çözüm veren yöntemler ve meta-sezgisel yöntemler incelenmiş, bu konuda yapılan literatürdeki çalışmalar verilmiştir. Üçüncü bölümde kanguru algoritması incelenmiş ve bu konuda yapılan çalışmalara değinilmiştir. Dördüncü bölümde bulanık proje çizelgeleme problemlerinin paralel kanguru algoritmasıyla çözümü incelenmiş, problemin tanımı, performans ölçütleri, kullanılan çözüm yöntemleri verilmiştir. Yine bu bölümde elektronik ürün geliştirme projesi ele alınarak geliştirilen uygulamayla çözülmüş, elde edilen sonuçlar değerlendirilmiştir. Beşinci bölümde sonuçlar ve önerilere yer verilmiştir.

## **BÖLÜM 2. PROJE ÇİZELGELEME VE BULANIK PROJE ÇİZELGELEME**

### **2.1. Proje Çizelgeleme**

#### **2.1.1. Giriş**

Proje çizelgeleme, tek çeşit veya küçük yığın üretiminde sınırlı kaynakların bağlı oldukları faaliyete zamanla ayrılması olayıyla ilgilenmektedir. Proje çizelgeleme uygulamaları inşaat mühendisliği ve yazılım geliştirme gibi birçok farklı alana yayılmıştır. Ayrıca “talep için yap” (make-to-order) şirketlerinin yalın yönetimi uygulamak için kapasitelerini azaltmasıyla, bu şirketler için proje çizelgelemenin önemi artmıştır. Aynı şekilde proje çizelgelemedeki çözümü zor olan zengin model çeşitleri araştırmacıların ilgisini çekmektedir. Bilinen optimizasyon problemlerinin çoğunluğu genel proje çizelgeleme modellerinin özel durumlarıdır. Örneğin kaynak kısıtlı proje çizelgeleme problemleri özel bir durum olarak atölye tipi iş çizelgelemeyi içermektedir (Brucker vd., 1999).

#### **2.1.2. Proje çizelgelemenin öğeleri**

Proje çizelgeleme problemleri; faaliyetler, kaynaklar, öncelik ilişkileri ve performans ölçülerinden oluşmaktadır. Gerekli tüm verinin mevcut, deterministik ve tam sayı değerli olduğu varsayılmaktadır (Kökçam ve Engin, 2010).

##### **2.1.2.1. Faaliyetler**

Bir proje; iş, operasyon veya görev olarak da bilinen belirli sayıda faaliyetten oluşur. Projeyi başarıyla tamamlamak için her faaliyetin birkaç mod arasından birinde yapılması gerekir. Her mod bir faaliyetin farklı bir şekilde yapılmasının göz önüne

alınmasıdır ve faaliyetin tamamlanması için gerekli süreyi belirten periyot sayısı ile ölçülür. Yani faaliyetin süresini belirleyen moddur (Kolisch ve Padman, 2001).

#### **2.1.2.2. Öncelik ilişkileri**

Teknolojik kısıtlar sebebiyle bazı faaliyetlerin diğerleri başlamadan önce bitmiş olması gerekmektedir. Bu kısıt, iki faaliyet arasındaki öncelik ilişkisinin bir okla gösterildiği yönlü diyagramla ifade edilir.

#### **2.1.2.3. Kaynaklar**

Faaliyetler tarafından kullanılan kaynaklar, yenilenebilir, yenilenemez, kısmen yenilenebilir ve iki kat kısıtlı kaynaklar olarak gruplandırılır. Eğer kaynaklar sadece periyot tabanlı kısıtlanmışsa yenilenebilir kaynak adı verilir. Her yenilenebilir kaynak bütün periyotlarda mevcuttur. Diğer bir deyişle kaynakların varlığı proje uzunluğundan etkilenmemektedir. Makineler, ekipmanlar ve iş gücü örnek olarak verilebilir. Eğer kaynaklar yenilenemez ise her bir periyot içinde kaynak kısıtı olmadan tüm planlama periyotları boyunca bu kaynaklar sınırlıdır. Yani bir periyot içerisinde belirli bir kaynak sınırsız kabul edilir ancak sürecin tamamında bu kaynak sınırlıdır. Bu kaynak tipine projenin sermaye bütçesi örnek olarak verilebilir. Kısmen yenilenebilir kaynaklar sadece planlamanın bir bölümüyle sınırlıdır. Buna örnek olarak aylık çalışma zamanı belirlenen bir planda haftalık çalışma süreleri olan işçiler günlük olarak değil de sözleşmedeki bu miktarla sınırlıdır. Kaynaklar hem periyot tabanlı hem de projenin tamamında sınırlandırıldığı zaman ise iki kat kısıtlı kaynak adını alır. Hem tüm proje boyunca mevcut sermayeyi sınırlayan hem de her bir periyotta sermayenin tüketimini sınırlayan bütçe kısıtları buna örnek olarak verilebilir (Kolisch ve Padman, 2001). Yani yenilenemez kaynaktan farklı olarak periyot içinde de kaynaklar sınırlı kabul edilir.

#### **2.1.2.4. Gösterim belirleme**

Ağ şemaları projeyi görselleştirmek için kullanılmaktadır. Bir ağ şeması faaliyetler arasındaki ilişkileri ve işin başlangıcından bitişine kadar nasıl bir süreçten geçeceğini gösterir. Ağ şemaları çok karmaşık olabileceği gibi çok basit de olabilir ve kolayca



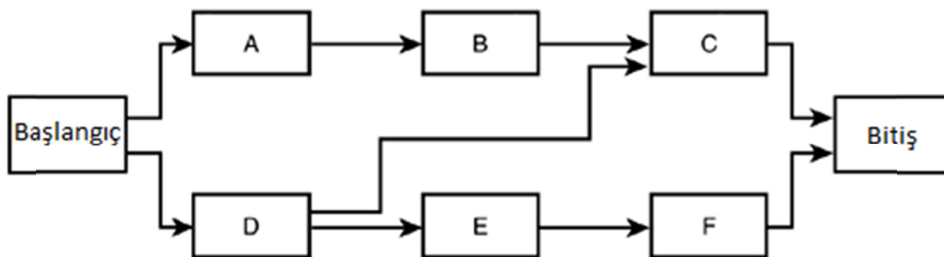
oluşturulup düzenlenebilir. Günümüzde proje yönetimi kapsamında oluşturulan birçok ağ şeması faaliyetleri ve bu faaliyetler arasındaki ilişkiyi göstermek için “faaliyetlerin ok üzerinde gösterimi” yaklaşımını kullanmaktadır. Eski ağ şeması yöntemleri, faaliyetleri ve bu faaliyetler arasındaki ilişkileri göstermek için “faaliyetlerin ok üzerinde gösterimi” yaklaşımını kullanmışlardır (Phillips, 2004).

Ağ şemalarının bazı avantajları aşağıdaki gibi sıralanabilir (Francis ve Horine, 2003):

1. Her faaliyet için gerekli zaman ve kaynağın belirlenmesine yardımcı olur.
2. Çizelge geliştirme kısıtlarının belirlenmesine yardımcı olur.
3. Kritik yolu belirler.
4. Faaliyetler arasındaki ilişkileri vurgular.

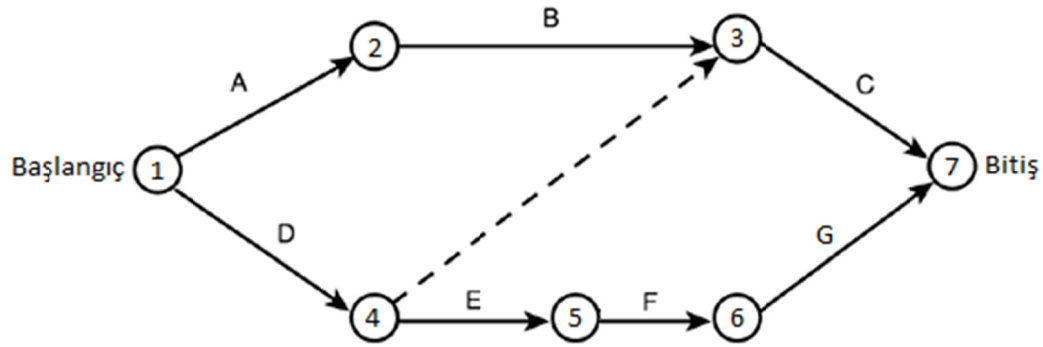
Proje ağları gösterilirken genel olarak faaliyetler ok üzerinde (AOA-activity on arc) veya düğüm üzerinde (AON-activity on node) gösterilmektedir. Her iki gösterimde de, proje ağı üzerinde başlangıç ve bitiş düğümleri tanımlanmadı ise yapay başlangıç ve/veya bitiş düğümü tanımlanmalıdır. Yapay başlangıç düğümlerinin faaliyet süresinin sıfır ve hiçbir kaynağı kullanmadığı varsayılmaktadır. Hangi yöntem kullanılırsa kullanılsın bir faaliyetin başlayabilmesi için bütün öncüllerinin tamamlanmış olması gerekmektedir (Paksoy, 2007).

Şekil 2.1’de A’den F’ye kadar isimlendirilmiş altı faaliyetten ve dokuz bağımlılıktan oluşan bir ağ gösterilmektedir (Francis ve Horine, 2003). Diyagramda düğümler faaliyetleri, oklar ise faaliyetlerin bağımlılıklarını göstermektedir. Örneğin C faaliyetinin yapılabilmesi için B ve D faaliyetleri tamamlanmalıdır. Ancak B’nin tamamlanabilmesi için öncülü olan A’nın da tamamlanması gerekmektedir.



Şekil 2.1. Faaliyetlerin düğümlerde gösterilmesi

Şekil 2.2’de A’dan G’ye kadar adlandırılmış yedi faaliyet ve bir de kukla faaliyet içeren ağ gösterilmektedir. AON’den farklı olarak faaliyetler oklar üzerinde gösterilmektedir. Ancak burada kukla faaliyet denilen farklı faaliyetler bulunmaktadır. Bu faaliyetler kesikli çizgiyle gösterilir ve faaliyet süreleri sıfırdır. Örneğin 4 ve 3 nolu düğümler arasında kukla faaliyet gösterilmiştir. Burada D faaliyeti bitmeden C faaliyeti başlayamayacaktır.



Şekil 2.2. Faaliyetlerin ok üzerinde gösterilmesi

#### 2.1.2.5. Performans ölçümleri

Tamamlanma süresinin minimizasyonu, proje çizelgeleme alanında muhtemelen en fazla araştırılan ve geniş bir uygulama alanı bulan amaçtır. Tamamlanma süresi (makespan) projenin başlangıcından bitişine kadar olan zamandır. Projeler genellikle  $t=0$  zamanında başladıkları için tamamlanma süresini minimize etmek tüm faaliyetlerin tamamlanma zamanının maksimum değerini minimum yapmak demektir. Tamamlanma süresinin minimizasyonu sıradan bir performans ölçütüdür. Bir problem için geliştirilen iki çizelgeden birinin sadece bir faaliyeti diğerinden daha kısa sürede bittiği durumda tamamlanma zamanı daha kısa olan çizelgenin en az diğeri kadar iyi olduğunu söyleyebiliriz. Başka bir sıradan performans ölçütü de eğer teslim tarihleri verilmişse faaliyetlerin akış sürelerinin veya bekleme sürelerinin minimizasyonudur (Kolisch ve Padman, 2001).

Projenin parçaları tamamlanırken faaliyetleri başlatmak ve sürecin devamı için yapılan ödemeler şeklinde projede büyük miktarlarda nakit akışı bulunuyorsa net şu an ki değer maksimizasyonu daha uygun bir amaç olacaktır. Bu kriter tamamlanma

zamanı hedefli zaman-kritik yolu ile çizelgeleme yerine maliyet-kritik yolu ile çizelgeleme sunmaktadır (Kolisch ve Padman, 2001).

### 2.1.3. Proje çizelgeleme teknikleri

Çizelgeleme sınıflarına göre bir projeyi  $P_{\infty}|prec|C_{max}$  ifade eder.  $n$  iş, öncelik ilişkilerine ve sınırsız paralel makine (veya kaynak) sayısına göre çizelgelenir. Amaç projenin toplam süresinin minimize edilmesidir. Bu tür problemler inşaat alanındaki proje planlamasında yaygın olarak görülmektedir. Bu problem CPM ve PERT gibi yöntemlere öncülük etmiştir (Pinedo, 2008).

Tablo 2.1’de proje çizelgesi oluşturulurken izlenecek adımlar verilmiştir. Başarılı bir proje için çizelgelemede önemli olan üç ana faktör bulunmaktadır. (i) Öncelikle sermaye sahipleri ve takım üyelerinin onayı mutlaka alınmalı, (ii) çizelgede tamamlanacak tüm görevler gösterilmeli, gerçekçi olmalı ve beklenen zamanda tamamlanmalı, (iii) ve son olarak çizelge mutlaka belgelenmeli ve resmi hale getirilmelidir (Francis ve Horine, 2003).

Tablo 2.1. Proje çizelgesi oluşturulurken izlenecek adımlar

İşlem	Açıklama
Faaliyetler Tanımları	Bu aşamada çizelgelenen tüm görevler belirlenir.
Faaliyet Sıralama	Bu aşamada görevler arasındaki ilişkiler (bağımlılıklar) belirlenir.
Faaliyet Süresi Tahmini	Bu aşamada her görev için ne kadar süre ve çaba harcanacağı tahmin edilir.
Çizelgenin Geliştirilmesi	Bu aşamada görevler, görevler arasındaki ilişkiler ve bunların süreleri takvime yerleştirilir, kaynaklar atanır, kaynak seviyesi ve risk faktörleri belirlenir ve çizelgeyi sıkıştırmanın yolları aranır.

Projedeki faaliyetlerin çizelgelenmesinde genel olarak üç teknik kullanılmaktadır. Bunlar: Gantt Şeması, Kritik Yol Metodu (CPM- Critical Path Method ), Program Değerlendirme ve Gözden Geçirme Metodu (PERT- Program Evaluation and Review Technique) teknikleridir. Ayrıca günümüzde Doğrusal Programlama (DP) ve Tam Sayılı Programlama (TP) ve Dal sınır yöntemi gibi tekniklerle de çizelgeleme yapılmaktadır. Bu tekniklerin yanı sıra nadiren kullanılan Grafıksel Değerlendirme

ve Gözden Geçirme Tekniđi (GERT- Graphical Evaluation and Review Technique) ile de çizelgeleme yapılmaktadır.

Pratikte, problemleri optimal sonuç veren yöntemlerle çözmek günümüz bilgisayarlarıyla bile çok uzun sürmektedir. Ancak bu yöntemlerin geliştirilmesinin bazı nedenleri bulunmaktadır. Sezgisel yöntemlerin incelenmesi ve de verimliliklerinin kıyaslanması için optimal çözümlerin bulunması oldukça yararlıdır. Ayrıca kesin çözüm veren yöntemler belirli bir süre sonra durdurularak sezgisel yöntem gibi kullanılabilir. En önemlisi optimizasyon problemi, NP-zor olduğunda bunların uygulaması ile uygun bir çözümün olup olmadığı tespit edilebilir (Klein, 2000).

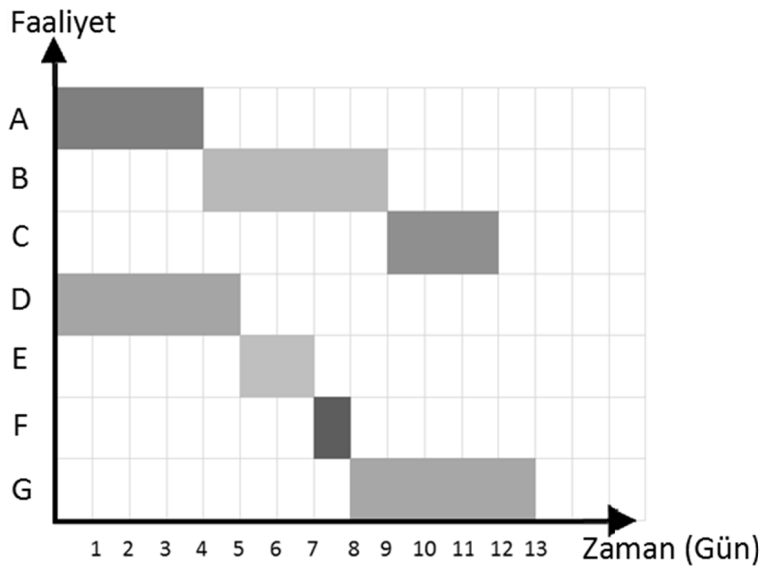
### 2.1.3.1. Gantt şeması

Amerikalı bir mühendis ve sosyal bilimci olan Henry L. Gantt, 1917'de üretim kontrol aracı olarak Gantt Şemasını geliştirmiştir. Gantt Şemasının temel formunda faaliyetleri ve zamanı, grafiksel bir şekilde birbirine bağlar ve böylelikle işin zamanının belirlenmesini sağlar ancak faaliyetler arasındaki bağlantılar görülemez (Weaver, 2007).

Tablo 2.2'de verilen diyagramın süreleri ve öncelik ilişkileri sunulmuştur. Şekil 2.3'te verilen diyagramın bu faaliyet ve öncelik ilişkilerine göre Gantt Şeması sunulmuştur. Çizelge toplamda 7 faaliyetten oluşmakta ve 13 gün sürmektedir. Dikey ekseninde faaliyetler, yatay ekseninde de zaman yer almaktadır. Her faaliyetin tahmini zamanı, çubuk şekilleriyle gösterilmiştir. Bir faaliyetin başlangıcıyla bitişi arasındaki süre bu çubukların uzunluğunu belirler. Burada öncelik kısıtlarına göre B ve D faaliyetleri bitmedikçe C faaliyeti başlayamaz. Ancak E faaliyetinin başlayabilmesi için B ve C faaliyetlerinin bitmesi gerekmez. Yani bu faaliyetler aynı zamanda yapılabilir.

Tablo 2.2. Faaliyetlerin süreleri ve öncelik ilişkileri

Faaliyet	Süre (gün)	Öncülü
A	4	-
B	5	A
C	3	B, D
D	5	-
E	2	D
F	1	E
G	5	F



Şekil 2.3. Gantt Şeması

Gantt şeması, faaliyetler arasındaki ilişkileri basit olarak ortaya koymaktadır. Bu sebeple büyük ve karmaşık problemlerin çözümünde zorlanacaktır. Çünkü çok sayıda faaliyeti bir şema üzerinde göstermek ve faaliyetler arasındaki ilişkileri belirtmek oldukça güç olacaktır. Bu da Gantt şemasının en büyük eksikliğidir (Özdemir, 2006).

### 2.1.3.2. Kritik yol metodu (CPM) ve program değerlendirme ve gözden geçirme yöntemi (PERT)

Kritik Yol Metodu (CPM) genel olarak proje çizelgeleme problemlerinde kullanılan ve öncelik kısıtları bulunan, deterministik süreli faaliyetlerin çizelgelenmesinde, eğer problem kaynak kısıtlı değilse, optimal sonucu veren bir yöntemdir. Bu yöntem, sınırsız kaynak bulunduğunu varsayarak mümkün olan en kısa tamamlanma zamanını sunmaktadır. Bir planın uygulanmasındaki zorluklar göz önüne alındığında bu şekilde kaba da olsa bir bilginin elde edilmesi kullanışlı olabilir (Hartmann, 1999).

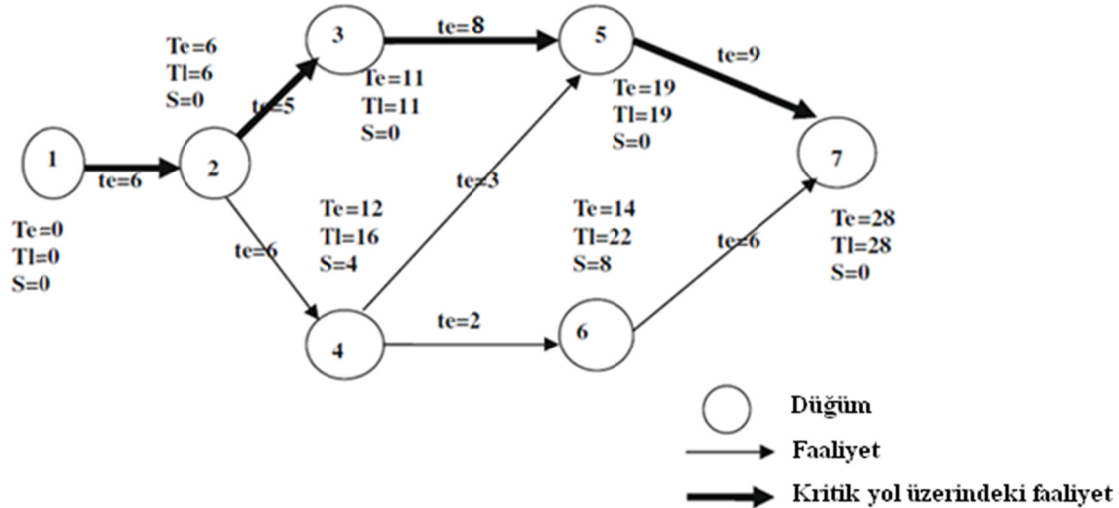
Program Değerlendirme ve Gözden Geçirme Yöntemi (PERT), CPM'e stokastik bir yaklaşımdır. Yani gerekli kaynakların mevcut olduğu ve faaliyet sürelerinin stokastik değerler olduğu, amacı tamamlanma süresinin minimize edilmesi olan bir yaklaşımdır (Seçkin, 2005).

CPM, kimyasal tesislerin yapım ve bakımını yapan DuPont şirketinin, Walker, asistanı Kelly ve diğer çalışanları tarafından 1956-1957 yıllarında geliştirilmiştir. Aynı zamanlarda Amerikan Donanması Özel Projeler Müdürlüğü'nün (ÖPM), donanma için başlattığı Polaris adındaki balistik füze programı için ÖPM'nin Plan ve Programlar Bölümü, PERT yöntemini geliştirmiştir (Weaver, 2007).

DuPont, yaptığı işin niteliği ve bu işteki tecrübesi sebebiyle faaliyet sürelerini belirli bir doğruluk derecesinde tahmin edilebilmekteydi. Dolayısıyla kaynakları dengeleyerek maliyeti optimize etmeye çalışmışlardır. ÖPM ise Polaris üzerindeki çalışmasında maliyeti ikinci plana atarak, daha çok araştırma ve geliştirmeye yoğunlaşmışlardır. Polaris programında faaliyet süreleri ancak tahminle belirlenebilmekteydi ve bu sebeple PERT gelecek bir tarihte bir olayın olması olasılığına yoğunlaşmıştır (Weaver, 2007).

CPM'in amacı kritik yol üzerindeki kritik aktivitelerin belirlenmesi ve kaynakların bu aktivitelere aktarılmasıyla projenin zamanının kısaltılabilmesidir. Bunun yanında CPM proje performansının değerlendirilmesinde ve darboğazların belirlenmesinde

oldukça değerli bilgiler sunmaktadır. Şekil 2.4'te tipik bir şebeke ve CPM yöntemi ile çözümü gösterilmektedir (Abdallah vd., 2009).



Şekil 2.4. Tipik bir şebeke ve CPM yöntemi ile çözümü, erken bitirme (Te), geç bitirme (Tl) ve bolluk zamanları (S)

Kritik yol belirlenirken her aktivitenin üç parametresi ele alınır: (1) erken bitirme zamanı, (2) geç bitirme zamanı ve (3) bolluk zamanı. Kritik yolun dışındaki yollar kritik yoldan daha kısa sürede tamamlandığı için çizelgelemede esneklik sağlar. .

CPM ve PERT büyük ölçekli projelerin planlanması, şekilsel gösterimi ve kontrolüne yardımcı olmak amacıyla geliştirilmiştir. Bu iki yöntem farklı yerlerde farklı amaçlar için geliştirilmiş olsalar da temelde her ikisi de aynı kalmıştır (Özdemir, 2006). CPM ve PERT arasındaki en önemli fark, CPM faaliyetleri sonlu ve mantıksal olarak tahmin edilebilir süreler olarak tanımlarken, PERT faaliyetleri bir aralıkta mümkün olan süreler olarak tanımlar. Bu aralıkta süreler iyimser (veya sonraki olay gerçekleşmeden önceki en kısa zaman), en muhtemel ve kötümser olarak değişir (O'Brien ve Plotnick, 2006). Dolayısıyla CPM işlem süreleri belli olan veya kesine yakın bir şekilde tahmin edilebilen faaliyetlerin olduğu projelerde kullanılabilirken PERT faaliyet süreleri kesin olmayan projelerde kullanılabilir.

PERT yönteminde bu tahmini süreler arasındaki etkileşimle projenin istatistiksel olarak en muhtemel süresi belirlenmeye çalışılır. Ancak 1950 yılındaki ilk bilgisayarlar ve hatta 1960'lı yıllardaki bilgisayarlar bu teoriyi tamamen

kullanabilecek yeterli hız ve hafızaya sahip değillerdi ve bu sebeple bu üç tahmin genellikle (2.1) formülü kullanılarak birleştirilmektedir (O'brien ve Plotnick, 2006).

$$Süre = \frac{i + 4m + k}{6}, \quad (2.1)$$

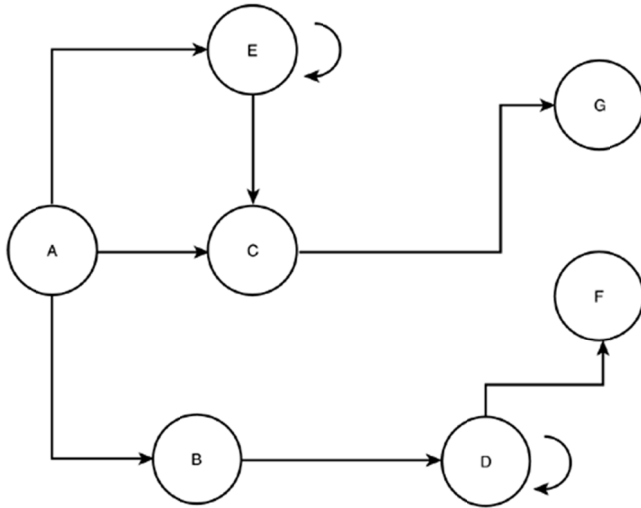
Burada; *i*, iyimser süreyi, *m*, en muhtemel süreyi, *k*, kötümser süreyi göstermektedir.

CPM tanımlanan faaliyetlerin ve bu faaliyetlerin sürelerinin performansını ölçerken PERT tanımlanan olaylara ulaşılmasını ve bu olaylar arasındaki geçişlerin sürelerini ölçmektedir. Başka bir önemli fark da CPM süreleri tanımlanan olaylardan oluşurken PERT süreleri olayların arasındaki tanımlanmayan faaliyetlerden oluşmaktadır (O'brien ve Plotnick, 2006).

### 2.1.3.3. Grafikselle değerlendirme ve gözden geçirme tekniği (GERT)

Grafikselle Değerlendirme ve Gözden Geçirme Tekniği (Graphical Evaluation and Review Technique - GERT) koşullu ilerleme, dallandırma ve faaliyet döngülerini kullanan ve olası tahmine dayanan bir ağ analizi yöntemidir. GERT'teki faaliyetler, önceki faaliyetlerin sonucuna bağlıdır. Örneğin bir iş parçacığının sonucu, ekstra testlerin yapılması, işlemin yeniden yapılması veya projenin planlandığı gibi devam etmesi durumlarını belirleyebilir (Phillips, 2004). Bu yöntem, WW Happ ve Purdue Üniversitesinden Dr. A. A. B. Pritsker tarafından 1966 yılında ortaya atılmıştır. GERT diğer yöntemlere nazaran nadiren kullanılan bir yöntemdir (Anonim, 2010a). Şekil 2.5'te örnek bir GERT ağı diyagramı verilmiştir (Francis ve Horine, 2003).





Şekil 2.5. GERT ağ diyagramı örneği

#### 2.1.3.4. Doğrusal programlama (DP) ve tam sayılı programlama (TP)

Doğrusal Programlama (DP) problemi, karar değişkenlerinin doğrusal fonksiyonunu, doğrusal kısıtlar çerçevesinde, maksimize veya minimize etmek için optimize etmektir (Seçkin, 2005). Bu tanıma göre Tam Sayılı programlama (TP), bazı değişkenlerin veya tüm değişkenlerin negatif olmayan tam sayı olduğu Doğrusal Programlamadır.

Birçok çizelgeleme problemi geleneksel DP veya TP şeklinde formüle edilebilmektedir. Ancak önemli basitleştirmelerin yapılması gerekmektedir. Genel olarak kesin sonuç veren yöntemler amaç fonksiyonun karakteristiklerine bağlıdır (örneğin tek modlu faaliyetler). Ayrıca DP formülasyonları genelde problemi tam olarak yansıtamazlar. Bu nedenle sadece belirli örneklerde veya küçük problemlerde kullanılabilirler (Held ve Karp, 1962).

#### 2.1.3.5. Dal Sınır Yöntemi

Birçok çözüm yöntemi proje planındaki öncelik ilişkilerinden elde ettikleri karar ağaçlarında arama yapmaktadır. Ağacın kökü ilk göreve karşılık gelmektedir. Ağacın ikinci seviyesinde ilk görev çizelgelendikten sonra çizelgelenebilecek görevler kümesi yer alır ve böylece sonuna kadar devam eder. En sonunda oluşan ağaç öncelik açısından uygun görev sıralarının kümesini göstermektedir. Alternatif olarak

eğer ağaç oluşturma algoritması kaynak kısıtlarını göz önünde bulunduruyorsa görevlerin sıraları direkt olarak çizelgelenebilir. Arama işleminde ağacın kökünden yaprağına kadar sıralamalar ele alınır. En iyi kök-yaprak yolu bulunana kadar arama devam eder. Ancak ağaç faaliyet sayısına bağlı olarak çok hızlı bir şekilde büyümektedir. Öncelik ilişkilerine göre eklenen her yeni görev ağaca birçok dal ekleyebilir. Dal sınır yaklaşımı ağaca ilk görevden başlayarak her bir görev için öncelik ve kaynak kısıtlarına göre çizelgelenebilecek bir düğüm ekler. Böylece ağacı oluşturur (Seçkin, 2005).

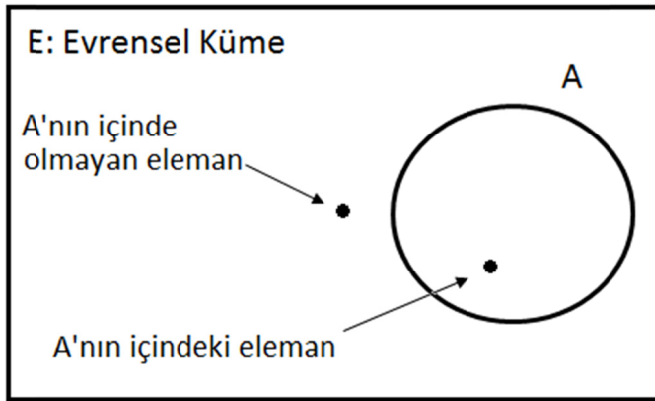
Dal sınır yöntemi, geniş problemleri çözememektedir. Sınırlama tekniklerinde önemli gelişmeler yapılmış olsa da dal sınır yöntemleri halen yüzden daha az faaliyetle sınırlıdır (Seçkin, 2005).

## **2.2. Bulanık Kümeler Teorisi**

Endüstri Mühendisliği dalında son yıllarda yapılan çalışmalar incelendiğinde, bulanık kümeler teorisini esas alan yöntemlerin çalışmalarda önemli bir yer tuttuğu gözlemlenmektedir. İlk olarak 1960'lı yılların ortalarında ortaya çıkan bulanık kümeler teorisi geçen yıllarla birlikte çok farklı alanlarda uygulanmaya başlanmıştır. Konu hakkında çok sayıda çalışma yapılmış ve önemli sonuçlar elde edilmiştir. Sistemlerdeki belirsizliğin modellenmesinde yeni bir dönem başlatan bu önemli konu hakkındaki çalışmalar halen yoğun bir şekilde devam etmektedir (Çubukçu, 2008).

### **2.2.1. Klasik küme teorisi**

Küme, farklı elemanlar topluluğudur. Kesin küme, verilen bir evrensel kümede elemanların üyeliklerine göre ikiye ayrılması olarak tanımlanır. Bunlardan ilki üye olanlar, yani belirli bir kümeye ait olanlar ve ikincisi üye olmayanlar, yani belirli bir kümeye ait olmayanlardır. Klasik küme teorisinde üyeler ve üye olmayanlar arasında kesin bir ayırım bulunmaktadır (Celikyılmaz ve Türksen, 2009). Buna göre klasik küme teorisinde her eleman mutlaka 0 veya 1 değerini almalıdır. Denklem 2'de gösterildiği gibi eğer bir eleman kümeye dâhilse 1 değilse 0 değerini alır. Şekil 2.6'da klasik küme teorisi gösterilmiştir (Larsen, 2005).



Şekil 2.6. Klasik Küme Teorisi

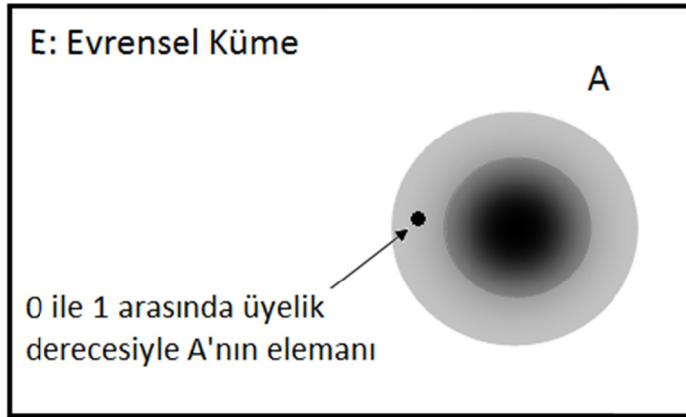
Küme teorisinde üyelik fonksiyonu  $\mu : E \rightarrow \{0,1\}$  olarak temsil edilir.

$$\mu_A(x) = \begin{cases} 1 & \text{eğer } x \in A \\ 0 & \text{eğer } x \notin A, \end{cases} \quad (2.2)$$

### 2.2.2. Bulanık küme teorisi

Bulanık kümeler teorisi ilk olarak 1965 yılında Prof. Lotfi A. Zadeh tarafından matematiksel bir kuram olarak ortaya atılmıştır. Bu kuram kesin olarak tanımlanamayan veya belirlenemeyen hedeflerin ifadesi için doğal bir ortam olarak düşünülmüştür. Zadeh aynı zamanda bulanık kümeler teorisiyle olasılık teorisinin birbirleriyle olan yakın ilişkisini de göstermiştir. Bu şekilde bulanık kümeler yaklaşımı ile istatistiksel teknikler bilgisayarların da desteğiyle birleştirilmiş ve ortaya yeni ve verimli bir araştırma ve uygulama sahası çıkmıştır (Çubukçu, 2008).

Kesin kümelerin tersine bulanık kümelerde her elemana  $[0,1]$  aralığında üyelik değerleri verilerek küme oluşturulur. Üyelik değeri, bir elemanın o bulanık kümeye olan aidiyet derecesini belirtir (Celikyılmaz ve Türksen, 2009). Bulanık küme teorisinde Şekil 2.7'de gösterildiği gibi  $A$  kümesinin kesin sınırları yoktur (Larsen, 2005). Bunun yerine  $\mu : E \rightarrow [0,1]$  üyelik fonksiyonuna göre 0 ile 1 arasında  $\mu(x)$  üyelik derecesiyle  $x$  elemanı  $A$  kümesine dâhildir.



Şekil 2.7. Bulanık Küme Teorisi

Gerçek hayatta karşılaşılan cisimler sınıflandırılırken tam olarak tanımlanmış bir üyelik kriteri bulunmamaktadır. Örneğin hayvan sınıfının içerisinde köpekler, atlar, kuşlar vb. varlıkların bulunduğu ancak taşlar, akışkanlar ve bitkiler gibi varlıkların bulunmadığı bir grup anlaşılır. Ancak denizyıldızı, bakteri gibi varlıkların hayvan sınıfına girme açısından şüpheli bir durumu söz konusudur. İşte bunun gibi belirsizliklerin çözümünde bulanık küme, elemanlara üyelik dereceleri vererek problemi açıklamaktadır (Zadeh, 1965).

Bir eleman bulanık olarak ele alındığında onun dâhil edeceği küme kesin olarak belirtilmez. Bunun yerine daha gerçekçi ve makul olan üyelik derecesine göre bir kümeye olan aidiyeti belirlenir. Örneğin uzun boylu insanlar kümesinde 190 cm boyundaki bir insan 1 üyelik derecesiyle bu kümeye dâhil olduğu ileri sürülürse 180 cm boyundaki biri 0,65 üyelik derecesiyle bu kümeye dâhil olabilir (Kökçam ve Engin, 2010).

Kesin bir evet-hayır sınırı olmayan bulanık küme teorisiyle belirsiz olan kavramlar ve ilişkiler tam olarak gösterilebilmektedir. Böylece örneğin bir belgenin K1 konusuyla belirli bir derecede (0 ile 1 arasında) ilgili olması, K2 konusunu belirli bir derecede araştıran bir kullanıcının olması, K4 konusunun K3 konusunu belirli bir derecede içermesi gibi durumlar gösterilebilmektedir. Bulanık küme teorisi, sadece bu bilgiyi göstermekle kalmayıp aynı zamanda çeşitli belirsizlikler de hesaba katılarak tam manasıyla kullanılabilir (Larsen, 2005).

Gerçek uygulamalarda projeler pek çok farklı faaliyet içermektedir. Bu projeleri sınırlı kaynak ve öncelik ilişkileri kısıtları altında çizelgeleme, bu problemleri NP-zor yapmaktadır. Bu tür problemlerin çözümünde kesin sonuç veren algoritmaların tamamı çok uzun işlem zamanlarına ihtiyaç duyacaklardır. Ayrıca bir projenin pek çok faaliyetinin süresi bilgi eksikliği nedeniyle (proje uygulanırken faaliyet süreleri beklenenden daha az veya çok sürebilir, kaynaklar mevcut olmayabilir, gerekli materyaller gecikebilir, işçiler gelmeyebilir vb.) genellikle kesin değil, belirsizdir. Bulanık küme teorisi böyle bir bilginin kullanılmasında en iyi yoldur (Pan ve Yeh, 2003b).

### **2.3. Bulanık Proje Çizelgeleme Problemlerinin Çözümü**

#### **2.3.1. Giriş**

Proje çizelgeleme probleminin zorluğu göz önüne alındığında kesin çözüm veren yöntemlerin uygulanabilirliği düşük olsa da problemin çözümünde bazı yararlı bilgiler elde etmek için kullanılabilir. Bu bölümde, bulanık proje çizelgeleme problemlerinin çözüm yöntemlerinden kesin sonucu garanti etmeyen sezgisel yöntemler üzerinde durulmuştur.

#### **2.3.2. Meta-sezgisel yöntemler**

Proje yönetiminde, geleneksel yöntemlerle çözümü çok zor olan, projenin karmaşıklığı ve projede arıza veya bekleme oluşması gibi durumlar nedeniyle ağdaki optimum ve altoptimum yolların başarıyla tahmin edilmesi çok önemlidir. Metasezgisel tabanlı optimizasyon algoritmaları gerçek hayattaki uygulamalara yeni bir bakış açısı kazandırmıştır (Abdallah vd., 2009).

Tablo 2.3'te son yıllarda literatürde bulanık proje çizelgeleme ile ilgili yapılan çalışmalar verilmiştir.

Tablo 2.3. Son yıllarda bulanık proje çizelgeleme ile ilgili yapılan çalışmalar

<b>Çalışmayı yapanlar</b>	<b>Yılı</b>	<b>Kullanılan meta sezgisel yöntem</b>
Ke ve Liu	2010	Bulanık simülasyon ve genetik algoritma
Wang ve Huang	2010	Bulanık simülasyon ve genetik algoritma
Abdallah vd.	2009	Karınca Kolonisi Algoritması
Sharafi vd.	2008	Bulanık Teori tabanlı Doğrusal Programlama
Yousefli vd.	2008	Bulanık Sayılar üç boyutlu Gantt Şeması
Long ve Ohsato	2008	Bulanık Kritik Zincir yöntemi
Liu vd.	2007	Genetik Algoritma, Bulanık Küme Teorisi
Soltani ve Haji	2007	Bulanık Teori tabanlı Doğrusal Programlama
Chen ve Huang	2007	PERT, Bulanık Küme Teorisi
Şeda	2007	Probleme göre sezgisel Kritik Yol Metodu
Ke ve Liu	2007	Rastsallıkla Bulanıklık karışımı değişkenler Genetik Algoritma
Liu vd.	2007	Bulanık Küme Teorisi tabanlı Genetik Yerel Arama algoritması
Pan ve Yeh	2003	Bulanık Genetik Algoritmanın Tabu mekanizmasıyla birleşimi
Wang	2002	Olasılık Teorisi, Bulanık Işın Arama algoritması
Chen ve Chang	2001	Bulanık Küme Teorisi tabanlı PERT
Fargier	2000	Olasılık Teorisi, Paralel Diyagram Serileri
Tsai ve Gemmill	1998	Tabu Araştırmaları
Hapke vd.	1997	Pareto Tavlama Benzetimi, Işık Hüzmesi Arama Yöntemi
Hapke ve Slowinski	1996	Bulanık Sıralama Yöntemi

Ke ve Liu (2010) çalışmalarında bulanık faaliyet süreli proje çizelgeleme problemlerinin çözümünde bulanık simülasyon ve genetik algoritmayı birleştirerek hibrit akıllı algoritma geliştirmişlerdir. Bazı optimizasyon hedeflerine ulaşmak için, beklenen maliyet modeli,  $\alpha$ -maliyet minimizasyonu modeli ve güvenilirlik maksimizasyonu modeli olmak üzere üç tip bulanık model geliştirmişlerdir. Üç sayısal örnek üzerinde geliştirdikleri algoritmayı uygulamışlardır.

Wang ve Huang (2010) çalışmalarında kaynak kısıtlı yazılım geliştirme projesinin çizelgelenmesini bulanık programlama modelleriyle göstermişlerdir. Karar verme sürecinin farklı gereksinimleri için beklenen maliyet modeli ve güvenilirlik

maksimizasyonu modeli olmak üzere iki yeni model önermişlerdir. Bu iki modelin çözümü için genetik algoritma ve bulanık simülasyonu birleştirerek hibrit bir akıllı algoritma tasarlamışlardır. Sayısal örneklerle geliştirdikleri yöntemin etkinliğini göstermişleridir.

Abdallah vd. (2009) çalışmalarında deterministik ve olasılıklı CPM/PERT ağlarının çözülmesinde ve hesaplanmasında Karınca Kolonisi Algoritması sistemini kullanmışlardır. İnşaat alanında örnek bir olay üzerinde önermiş oldukları Karınca Kolonisi Algoritmasını uygulamışlardır.

Sharafî vd.(2008) çalışmalarında bulanık ortamda, bulanık proje çizelgelemek için bulanık teori tabanlı yeni bir yöntem sunmuşlardır. Faaliyet zamanları üçgensel bulanık sayılardır ve literatürde ilk defa faaliyetler arasındaki ilişkileri kesinleştirilmiş sayı değil de üçgensel bulanık sayı olarak almışlardır. Sunulan yöntem doğrusal programlama tabanlıdır.

Yousefli vd. (2008) çalışmalarında, kaynak kısıtlı proje çizelgeleme problemlerinin bulanık ortamda çözümü için yeni bir yöntem sunmuşlardır. Sunulan modelde her faaliyetin süresi, kaynağın kullanılabilirliği ve faaliyetlerin kaynak ihtiyaçları belirsizdir bu yüzden üyelik dereceli bulanık sayılar kullanılarak öncelik listesi oluşturmuşlardır. Proje çizelgeleme sonuçlarını göstermek için literatürde ilk defa üç boyutlu, Gantt şeması kullanmışlardır. Geliştirdikleri algoritmayı sayısal bir örnekle göstermişlerdir.

Long ve Ohsato (2008) çalışmalarında belirsizlik ve kaynak kısıtı altında proje çizelgelemek için bulanık kritik zincir yöntemini sunmuşlardır. Geliştirdikleri yöntemde kaynak kısıtı altında arzu edilen deterministik çizelgeleme yapılması üzerinde durmuşlardır. Çizelgenin sonuna projedeki belirsizliği çözmek için, büyüklüğü bulanık sayılarla hesaplanarak belirlenen, proje tamponu eklemişlerdir. Proje yürütülürken bu yöntem, proje tamponunun delinme seviyesine odaklanarak çizelgeyi dinamik olarak güncellemekte ve böylece proje uygulanırken daha doğru çizelgeler elde edilmektedir. Sundukları yöntemin hem projenin planlanmasında hem de uygulanmasında kullanışlı olduğunu ileri sürmüşlerdir.

Liu vd. (2007a) çalışmalarında kaynak kısıtlı ve belirsiz faaliyet sürelerine sahip proje çizelgeleme problemlerinin çözümünde, Genetik Algoritma tabanlı optimizasyon yöntemi sunmuşlardır. Belirsiz faaliyet zamanlarının temsilinde bulanık küme teorisini kullanmışlardır. Bulanık proje tamamlanma zamanının minimum süresinin bulunması için genetik algoritma kullanmışlardır. Sundukları yöntemin performansını belirsiz faaliyet süreleri olan bir örnekte göstermişlerdir.

Soltani ve Haji (2007) çalışmalarında, bulanık ortamda proje çizelgeleme problemlerinin çözümünde bulanık teori tabanlı yeni bir yöntem sunmuşlardır. Faaliyet sürelerini ikizkenar yamuk şeklindeki bulanık sayılar olarak kabul etmişlerdir. Doğrusal programlama tabanlı bu yeni yaklaşımla geriye doğru hesaplamalarda üretilen negatif ve uygun olmayan sonuçları elemişler ve bu yöntemle değiştirilmiş geriye doğru hesaplama adını vermişlerdir. Kullanıcılara optimal sonucu basit bir tekrarlamalı ilişkiyle hiçbir doğrusal programlama problemi çözmeden, kolayca çözüme götüren doğrusal programlama probleminin optimal sonucunun genel formunu kullanmışlardır. Sayısal bir örnekle yöntemi açıklamışlardır. Buldukları sonuca göre yöntemin en büyük avantajı, anlamlı hesaplanabilir sonuçların elde edilmesinde doğrudan aritmetik bulanık operatörlerin kullanılması olmuştur.

Chen ve Huang (2007) çalışmalarında bulanık faaliyet zamanlarına sahip bir proje şebekesinde kritik yolun belirlenmesi için analitik bir yöntem sunmuşlardır. Proje şebekesindeki tüm faaliyetlerin işlem zamanlarında üçgensel bulanık sayıları kullanmışlardır. PERT tekniği ve bulanık küme teorisini birleştiren yeni bir modelle faaliyetlerin ve yolların kritiklik derecelerini belirlemişlerdir. Sundukları yöntemde bir olasılık indeksi tanımlayarak projenin belirli bir zamanda tamamlanma ihtimalini belirlemişlerdir. Geliştirdikleri yöntemi bir örnekte kullanarak sonuçlarını diğer yöntemlerle kıyaslamışlardır. Sonuçlar, sundukları yöntemin faaliyetlerin kritikliğinin belirlenmesinde ve kritik yolun bulunmasında daha etkili olduğu göstermiştir.

Šeda (2007) çalışmasında kaynak kısıtlı proje çizelgeleme problemine uygulama açısından yaklaşarak hangi faaliyetlerin hemen yapılması gerektiği ve hangilerinin



ertelenmesi gerektiğine karar verecek uygun bir sezgisel yöntem seçmiştir. Faaliyetleri değiştirmek yerine sürelerini uzatan verimli bir yöntemle faaliyetlerin sürelerini aktif olan ve uyuyan olarak alt aralıklara ayırmak mümkün olmuştur. Daha sonra, klasik kritik yol metodu uygulanabilir hale gelen problemi kolayca çözmüştür. Geliştirdiği algoritmanın kolaylıkla kaynak kısıtlı çoklu proje çizelgelemeye uyarlanabildiğini ifade etmiştir.

Ke ve Liu (2007) çalışmalarında faaliyet zamanlarını rastsal bulanık değişkenler olarak kabul edip proje çizelgeleme problemlerini rastsallık ve bulanıklıkla karışık bir belirsizlik içinde ele almışlardır. Farklı yönetim gereksinimlerini karşılamak için üç farklı rastsal bulanık model sunmuşlardır: beklenen maliyet minimizasyon modeli,  $(\alpha, \beta)$ -maliyet minimizasyon modeli ve şans maksimizasyon modeli. Hibrit akıllı algoritmanın tasarımında bazı belirsiz fonksiyonlar için rastsal bulanık simülasyonlar yapmış ve bu fonksiyonları genetik algoritmaya eklemişlerdir. Bazı sayısal örneklerle algoritmanın etkinliği göstermişlerdir.

Liu vd. (2007b) bulanık kaynak kısıtlı proje çizelgeleme problemlerinin çözümü için bulanık küme teorisi tabanlı özel bir genetik yerel arama algoritması tasarlamışlardır. Öncelikleri uygun olan bir faaliyet listesini çözüm örneği olarak uygulamışlardır. Özel olarak tasarladıkları rekombinasyon operatörlerini ve yerel arama işlemlerini kullanmışlardır. Gelecek nesilleri oluştururken rulet çemberi ve elit seçilimi modellerini birleştirmişlerdir. Değişik kaynak bulunabilirlik düzeyleri ile proje çizelgeleme deneyleri yapmışlardır. Buldukları sonuçlara göre bu tür problemlerin çözümünde geliştirdikleri algoritma etkili bir yöntemdir.

Pan ve Yeh (2003a) bulanık kaynak kısıtlı proje çizelgelemede yaklaşık optimal çözüm elde etmek için bulanık genetik algoritmayı, tabu mekanizmasıyla birleştirmişlerdir. Geliştirdikleri bu yöntemin genelde birçok gerçek kaynak kısıtlı proje çizelgelemede birlikte bulunan bulanık ve kesinleştirilmiş sayıları kullanabildiğini ileri sürmüşlerdir. Gerçek bir kontrol çizelgesini bulanık kaynak kısıtlı proje çizelgeleme problemi olarak ele alıp gerçek bir örnek olayda algoritmayı göstermişlerdir.

Wang (2002) çalışmasında ürün geliştirme projelerinin yönetiminde karşılaşılan faaliyet sürelerindeki belirsizliklerinin çözümü için bulanık çizelgeleme yöntemi geliştirmiştir. Belirsiz ve esnek olan geçici bilginin modellenmesinde olasılık teorisini kullanmıştır. Çizelge riski kavramını, çizelgenin performansının değerlendirilmesinde kullanmıştır. Minimum çizelge riskinin belirlenmesi için bulanık ışın arama algoritmasını geliştirmiştir ve faaliyetlerin başlangıç zamanları, bütün geçici kısıtların en düşük memnuniyet değerini en üst seviyeye çıkartacak şekilde seçmiştir. Çalışmasında ayrıca çizelge risklerinin özelliklerini de ele almıştır. Sunduğu yöntemin proje yöneticilerinin, belirsiz çizelgeleme ortamında, en düşük gecikme olasılığıyla çizelge seçimi yapmasına katkı sağladığını örnek bir elektronik ürün geliştirme projesinde göstermiştir.

Chen ve Chang (2001) çalışmalarında, son yıllarda bulanık küme teorisi tabanlı bulanık PERT yöntemlerinde bazen kritik yolun bulunamaması gibi sakıncalardan dolayı bu sorunu çözecek bir algoritma geliştirmişlerdir. Bulanık proje şebekesinde tüm faaliyet sürelerinin bulanık sayılarla ifade ederek mümkün olabilecek birçok yolu belirleyen bir bulanık PERT algoritması sunmuşlardır.

Fargier vd. (2000) çalışmasında bulanık proje çizelgeleme probleminde görevlerin belirsiz sürelerini bulanık aralıklarla modellemişlerdir. Önceden tam olarak tatmin edici bir şekilde çözülemeyen geç başlama ve bolluk zamanlarının belirlenmesi problemini, kesin bir şekilde, olasılık teorisi çatısında, paralel diyagram serileriyle çözmüştür. Öncelikle ara değerli süreleri belirlemiş daha sonra bunları bulanık aralıklara uzatmıştır.

Tsai ve Gemmill (1998) çalışmalarında kaynak kısıtlı rastsal hale getirilmiş faaliyet süreleri olan proje çizelgeleme problemlerinde iyi çözümler bulmak için tabu araştırmaları yöntemini sunmuşlardır. Tabu araştırmalarında çoklu tabu listeleri kullanmışlar, rastsal hale getirilmiş kısa zamanlı hafıza ve çoklu başlangıç çizelgeleri aramanın daha da genişlemesini sağlamışlardır. Sundukları yöntemin hem deterministik hem de stokastik problemlerde iyi çözüm bulmak için verimli bir yol olduğunu göstermişlerdir. Araştırdıkları örnek projelere göre deterministik problemlerin çoğunluğunda optimal çizelgeler bulmuşlardır. Yaptıkları hesaplamalar,

tabu arařtırmalarının var olan sezgisel algoritmalarından çok daha üstün olduğunu göstermiştir.

Hapke vd. (1997) çok bölümlü kaynak kısıtı olan çok modlu proje çizelgeleme problemlerinde faaliyetlerin sürelerini bulanık zaman parametreleri olarak bulanık sayılar için güçlü-zayıf karşılaştırması yapan bir çizelgeleme yöntemi kullanmışlardır. Problem çok amaçlı olduğu için Pareto kümesinin tahmini için Pareto Tavlama Benzetimini kullanmışlardır. Işık Hüzmesi Arama yönteminin kesikli sürümü, oluşturulan çözümlerin etkileşimli analizinde ve karar vericinin uzlaşılan en iyi çizelgeyi seçmesine yardımcı olmuştur.

Hapke ve Slowinski (1996) kaynak kısıtlı proje çizelgeleme problemlerinde kullanılan mevcut öncelikli sezgisel yöntemler için bir genelleme sunmuşlardır. Genellemede zaman parametrelerini kesin değer yerine bulanık olarak ele almışlardır. Öncelik listeleri oluşturmak için bulanık sıralama yöntemini ileri sürmüşlerdir. Yöntemin performansını bir örnek üzerinde göstermişlerdir.

Bu çalışmada, bulanık proje çizelgeleme probleminin çözümünde, meta sezgisel yöntemlerden biri olan kanguru algoritması kullanılmıştır.

## BÖLÜM 3. KANGURU ALGORİTMASI

### 3.1. Giriş

Optimizasyon problemleri karar deęişkenlerine göre ikiye ayrılmaktadır. Karar deęişkenleri kesikli (süreksiz-discrete) olanlara, kombinatoryel optimizasyon problemleri denilmektedir. Kombinatoryel problemlerde, sonlu veya sayılabilir sonsuz bir kümeden, bir alt kümeyle, bir nesneye veya bir permütasyona ulaşılmaya çalışılır. Bu problemlerin çoęunluęu sezgisel yöntemlerle çözülebilmektedir (Engin, 2001).

Matematikte ve bilgisayar biliminde, mevcut alternatifler kümesinden en iyi elemanı seçme anlamına gelen kombinatoryel optimizasyonun amacı, uygun çözümler kümesinin kesikli olduęu veya kesikliye indirgenebileceęi optimizasyon problemlerinde mümkün olan en iyi çözümleri bulmaktır. Kombinatoryel optimizasyon, yöneylem araştırması, algoritma teorisi ve hesaplama karmaşıklığı kuramıyla ilgili olan, yapay zeka, matematik ve yazılım mühendisliğini de içeren birkaç alanın kesişim noktasında bulunan uygulamalı matematik ve bilgisayar bilimlerinin bir dalıdır (Anonim, 2010b).

Aşağıda bazı kombinatoryel optimizasyon problemleri verilmiştir.

- Araç rotalama problemi,
- Gezgin satıcı problemi,
- Minimum kapsayan ağaç problemi,
- Doğrusal programlama,
- Tam sayılı programlama,
- Sekiz kraliçe bulmacası,
- Sırt çantası problemi,

- Stok azaltma problemi,
- Çizelgeleme.

Kombinatöryel optimizasyon problemlerinin büyük bir kısmı NP-Tam (Nondeterministic Polynomial-time – Complete) polinomiye zaman sınırı olmayan problemler sınıfına girmektedir. Sayısal karmaşıklık teorisine göre NP-Tam karmaşıklık sınıfının iki özelliği bulunmaktadır (Anonim, 2010b). Bunlar:

- a. Bir problem için verilen her hangi bir çözümün doğruluğu çok hızlı bir şekilde kontrol edilebilir (polinomiye zamanda), bu özelliğe sahip olan problemlere, NP problemler denilmektedir.
- b. Eğer problemin çözümüne hızlı bir şekilde ulaşılmışsa (polinomiye zamanda), NP olarak da hızlı bir şekilde çözülebilir.

Her ne kadar verilen bir çözümün doğruluğu çok hızlı bir şekilde kontrol edilebilse de en başta bu çözümün üretilmesinin verimli bir yolu bilinmemektedir. Yani öncelikle bir çözümün belirlenmesi gerekmektedir. Ancak çözümün hızlı bir şekilde bulunabilmesi için bilinen bir çözüm yöntemi bulunmamaktadır. Problemin çözümü için gerekli olan zaman, problemin boyutuna göre üstel olarak ( $2^n, n!, n^2, n^{\log n}$ ) artmaktadır. Dolayısıyla günümüzdeki bilgisayar gücüyle bu tür problemlerin büyük çoğunluğunda orta büyüklükteki bir problemin çözümü için bile, gerekli olan zaman kolaylıkla milyarlarca, trilyonlarca yılda çözülebilecek duruma gelmektedir (Anonim, 2010c). Çözüm süresinin çok uzun olması nedeniyle bu tür problemlerde yerel arama ve stokastik arama yöntemleri ile yaklaşık çözümler elde edilmektedir. Stokastik arama yöntemleri, yerel arama yöntemlerinin yerel optimuma takılıp kalma dezavantajını kaldırmak için geliştirilmiş yöntemlerdir (Engin, 2001). Böylelikle optimum çözümler elde edilemese de optimuma yakın çözümler kısa zamanda bulunabilmektedir.

Literatürde üç binin üzerinde NP-tam problem mevcuttur. Bunlardan bazıları aşağıda ana başlık halinde verilmiştir:

- Grafik teorisi,
- Ağ tasarımı,
- Kümeler ve bölümler,
- Veri depolama ve çağırma,
- Sıralama ve çizelgeleme,
- Matematik programlama,
- Cebir ve sayı teorisi,
- Oyunlar ve bulmacalar,
- Mantık,
- Automata ve dil teorisi,
- Hesaplanabilir geometri,
- Program optimizasyonu.

NP problemlerin çözümünde kullanılan yöntemlerden bazıları:

- Lokal arama yöntemi,
- Tabu arařtırmaları,
- Yapay sinir aęları,
- Karınca kolonileri optimizasyonu,
- Tavlama benzetimi,
- Genetik algoritmalar,
- Yapay baęıřıklık sistemleri,
- Arı algoritması,
- Kanguru algoritması.

NP problemlerde kesin çözüm veren yöntemlerin kullanılması birçok açıdan uygun olmamaktadır. Bazı problemlerin çözümü için önemli basitleřtirmelere gidilmesi gerekmektedir. Bazı problemler için ise belirli bir boyuta kadar çözüm üretilebilmektedir. Kesin çözüm veren yöntemlerin en önemli eksikliklerinden biri de çözüm süresidir. NP problemlerde çözüm uzayı üstel olarak artış gösterdiği için problem boyutundaki çok az bir artış bile çözüm süresinde çok önemli artışlara sebep olmaktadır. Meta-sezgisel yöntemler ise kısa sürede -optimal olmasa bile- optimale yakın olarak sonuç üretebilmektedir. Bu nedenle Meta-sezgisel yöntemler NP

problemlerin çözümünde yaygın olarak kullanılmaktadır. Son yıllarda, genetik algoritmalar, karınca kolonisi algoritması, yapay arı kolonisi algoritması, parçacık sürüsü optimizasyonu, tabu arama algoritması, tavlama benzetimi gibi algoritmalar bu problemlerin çözümünde yaygın olarak kullanılmaktadır. Paralel kanguru algoritması da son yıllarda bu problemlerin çözümü için kullanılmaya başlanan bir algoritmadır.

### 3.2. Kanguru Algoritması

Kanguru algoritması literatürde “Pollard’ın Kangurusu” veya “Pollard’ın Rho algoritması-Rho algoritması” veya “Pollard’ın Lamda algoritması” olarak da bilinmektedir. Kanguru algoritmasını ilk defa 1978 yılında Pollard ortaya attı. Rho algoritması veya Lamda algoritması ismi bu algoritmaların görüntülerinin Yunan harflerindeki  $\lambda$ 'ya olan benzerliğine işaret etmektedir (Engin vd., 2008).

Bu yöntemin gerçek adı “kanguruları yakalamak için lamda metodu” dur. Aşırı uzunluktaki bu başlık konuyu kapattığı için Pollard yeni ve kısa bir başlık düşünmüş ve alternatiflerden “Lamda metodu” yerine “Kanguru metodu” isminin kullanılmasını tercih etmiştir. Pollard, kanguru metodunu Dawson’un yayımlanmış bir makalesinde geçen “Bir kanguru, koşu bandı üzerine yerleştirildi ve çeşitli hızlarda oksijen tüketimi ölçülerek hareketinin enerji maliyeti tespit edildi” sözünden esinlenmiştir (Pollard, 2000).

Kanguru algoritması, tavlama benzetiminden esinlenen fakat çok daha farklı bir arama stratejisi olan stokastik kökenli bir yaklaşıklık yöntemidir (Serbencu vd., 2007). Günümüzde kesikli logaritma problemlerinin (Discrete Logarithm Problem) çözümünde bilinen en iyi yöntem, Pollard’ın Paralel Rho ve Kanguru algoritmalarıdır (Teske, 2003).

Kanguru metodu, amacı  $f(u)$  gibi bir fonksiyonunu minimize etmek olan, tekrarlamalı bir sürece yerleştirilerek uygulanır. Ele alınan problemdeki mevcut çözüm  $u$ 'yu, rastsal seçimle belirlediği, daha iyi bir çözüm olan komşusu  $N(u)$  ile değiştirir. Algoritma, “ $A$ ” defa bu işlemi tekrarlayarak sonucu iyileştirmeye çalışır. Burada  $A$  algoritmanın bir parametresidir. Eğer çözümde iyileşme olmuyorsa

“zıplama” işlemiyle yerel minimumun etkisinden kaçılır. Bu aşamada mevcut çözümde bir iyileşme olması zorunlu değildir. Bu işlem  $N'(u)$  gibi farklı bir komşuluk tanımı kullanabilir. Durma kriteri, maksimum iterasyon sayısı veya amaç fonksiyonunun alt sınırı olabilir. Tekrarlamalı süreçte karşılaşılan en iyi çözüm  $u^*$  hafızaya alınır. İşlem sonunda  $u^*$  algoritma tarafından bulunan “optimal” sonuçtur (Serbencu vd., 2007).

Komşu  $N(u)$ ,  $u$ 'dan  $i$  ve  $i+1$ 'de bulunan işlerin permütasyonla elde edilen  $u'$  çözümlerinin bir kümesidir (Serbencu vd., 2007). Örneğin, Eğer  $u=[4\ 1\ 3\ 5\ 2]$  ise,  $N(u)=\{ [1\ 4\ 3\ 5\ 2], [4\ 3\ 1\ 5\ 2], [4\ 1\ 5\ 3\ 2], [4\ 1\ 3\ 2\ 5], [2\ 1\ 3\ 5\ 4] \}$  kümesini göstermektedir. Mevcut çözümde yeni bir iyileştirmenin mümkün olmadığı durumda  $u$ , “zıplama” işlemi yapılarak  $u'$  çözümüyle değiştirilir.

Pollard kesikli logaritmlar için “Rho” metodu ve “Kanguru” (Lamda) metodunu ileri sürmüştür. Her iki yöntem de indeks hesaplama yönteminin tersine çok az yer kaplar ve herhangi bir çevrim grubuna uygulanabilir. Rho metodunda  $g$  adı verilen grup sırasının bilinmesi gerekir. Yöntem,  $g$ 'nin en büyük ana faktörü  $q$  ise,  $O(q^{1/2})$  zamanında çalışır. Kanguru metodunda  $g$ 'nin bilinmesine gerek yoktur. Bunun yerine kesikli logaritmadaki bazı tamsayı uzantılarının biliniyor olması gerekir. Tamsayının genişliği  $v$  olursa, şimdiki zaman  $O(v^{1/2})$  olur. Eğer  $g$  biliniyorsa  $v=g$  alınabilir, fakat ilk yöntem daha iyi sonuç vermektedir (Pollard, 2000).

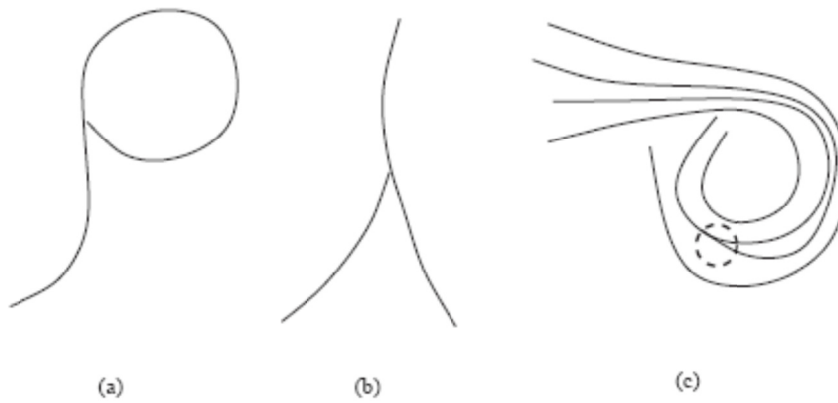
Rho metodundaki en iyi durumda yaklaşık  $(\pi q/2)^{1/2}$  (beklenen) grup operasyonu yapılmaktadır. Kanguru metodunda ise yaklaşık  $2v^{1/2}$  operasyon yapılmaktadır. Eğer  $v=g=q$  olursa, kanguru metodunun 1,60 kez daha uzun sürmesi beklenir (Pollard, 2000).

### 3.2.1. Pollard'ın kanguru metodu paralelliği

Kanguru metodu, lamda metodu olarak da bilinmektedir. Ancak rho metodunun paralel olarak kullanılması yaygınlaşınca bazen bu iki metot karıştırılmakta ve rho metodu, lamda metodu gibi gösterilmektedir. Ancak bu iki metodun özünde farklılıklar bulunmaktadır (Teske, 2003).



Pollard'ın rho metodu, kesikli logaritma hesaplamasında,  $G$  kümesinde bulunan bir  $y_k$  sıralaması tanımlanırken önce  $y_0 \in G$  ilk terimini seçer ve daha sonra  $y_{k+1} = F(y_k)$ ,  $k \in \mathbb{N}$  sözde-rastsal bir  $F : G \rightarrow G$  oluşturur. Böyle bir sıralama sonuçta periyodik bir sıralama olacaktır. Eğer bu elemanlar bir kâğıda alttan başlayarak bir çemberle bitirilirse elde edilen şekil Yunan harfi olan rho şeklinde (bkz. Şekil 3.1, soldaki şekil) olmaktadır. Kanguru metodunda, iki kangurunun sıralamaları alt sol taraftan  $e_k$ , alt sağ taraftan  $v_k$  ile başlayarak bir kâğıt üzerine çizildiğinde Yunan harfi lamda şekli (bkz. Şekil 3.1, ortadaki şekil) ortaya çıkmaktadır. Paralel rho metodunda her işlemci için bir sıralama üzerinde çalışılmakta ve amaç bu sıralamaların çakışmasıdır. Eğer tüm bu sıralamaların şekli çizilirse büyük resimde sarmal halde rho'lar görülmektedir. Bunların çakışma noktasına bakıldığında bir lamda şekli (bkz. Şekil 3.1, sağdaki şekil) görülmektedir. Elde edilen şekillerde de görüldüğü gibi bu iki metodun farkı anlaşılammamaktadır. Asıl farklılık sıralamaların kendisinde bulunmaktadır. Burada,  $G = \langle g \rangle$  ve  $h \in G$  iken  $x = \log_g h$ 'nin bulunması problemi araştırılmaktadır (Teske, 2003).



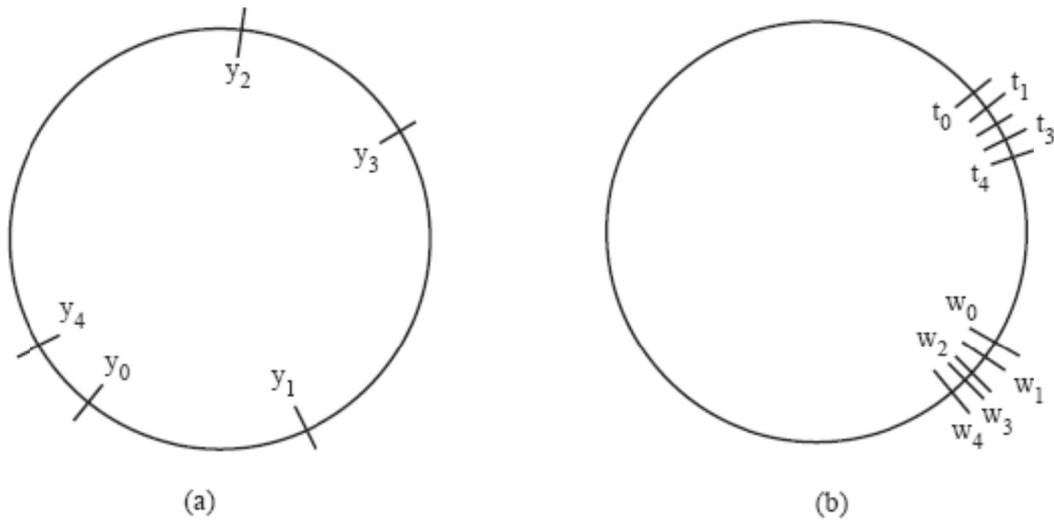
(a) Rho metodu      (b) Kanguru metodu      (c) Rho Metodu Paralelliği

Şekil 3.1. Grek Alfabesi'ne göre metotlara isim veren çizimler

Rho metodunun genel özelliklerinden birisi  $g$  içinde rastsal bir yürüyüşe benzetilmesidir. Bunun için  $g$ 'nin üssü rastsal olarak seçilir. Kanguru metodunda “küçük mesafeler” görüldüğünde onunla ilgilenilir. Bu yüzden tüm grup içinde rastsal bir yürüyüşe benzetilmeye çalışılmaz. Fakat zıplama mesafelerinin nispeten küçük tamsayılardan olması gerekir. Kanguru metodundaki zıplamalar rho metoduna

göre daha küçüktür. Bu yüzden kanguru metodunun işlem uzunluğu 1,6 kez daha uzun sürmektedir (Teske, 2003).

Şekil 3.2’de her iki yöntemin yürüme (ilerleme) durumlarını gösterilmiştir. Şekilde  $G$ ’nin elemanlarının bir daire üzerine dizilişleri,  $g^0 = 1$ ’den başlayarak saat yönünde  $g^i$ ’den hemen sonra  $g^{i+1}$ ’in gelmesiyle  $g^{ordg} = 1$ ’de tamamlanmaktadır. Buradan bu iki metot ayırt edilebilmektedir. Rho metodu rastsal yürüyüşlerde kullanılmakta ve kanguru metodunda yürüyüşler, kısa mesafeli zıplayışlar şeklinde olduğunda kullanılmaktadır (Teske, 2003).



Şekil 3.2. (a) Rho Metodu ve (b) Kanguru Metodunun döngüsel yürüyüşleri

Kanguru metodunda zıplamalar, ikinin katları olarak alındığında iyi çözümler üretilmektedir. Ancak en iyi çözümlerin bunlar olduğunu iddia edilmemiştir. Uygun genişlikte başka değerler belirlenerek de iyi çözümler elde edilebilir (Pollard, 2000).

### 3.2.2. Paralel kanguru metodunun özelliği

Kesikli logaritma problemlerinin çözümünde önemli bir yer tutan Kanguru Metodu, 1978 yılında Pollard tarafından bulunmuştur. Yöntemin orijinal halinde başlangıç noktası  $e_0 = g^b$  ile gösterilen bir evcil kanguru olan  $E$  ve başlangıç noktası  $v_0 = h$  ile gösterilen bir vahşi kanguru  $V$  ile çalışır.  $g$ ’nin üs olduğu durumlarda,  $V$  bilinmeyen bir  $x$  noktasından başlarken  $E$  bilinen bir tamsayı ile çalışmaya başlar. Bir dizi

zıplama yapan kangurular karışık bir fonksiyon oluşturur. Zıplamalar mutlak bir sayı olduktan sonra evcil kanguru durur ve fonksiyonda dolaşımını bitirdiği noktaya  $EM$  ile gösterilen bir tuzak kurar. Daha sonra vahşi kanguru aynı fonksiyon üzerinde gezinmeye başlar. Bilinen bir değerden yola çıkan  $E$ 'nin tam değeri bilinir fakat bilinmeyen  $x$  noktasından fonksiyona giren  $V$ 'nin durumu bilinmez. Bu yüzden  $V$  vahşi olarak adlandırılır.  $V$ 'nin fonksiyondaki her zıplayışından sonra tuzağa düşüp düşmediği kontrol edilir.  $V$ 'nin tuzağa düşmesi durumunda,  $VN$  olarak kabul edilir ve  $EM=VN$  ile eşitlenir. Diğer yandan mutlak bir sayı değerinden sonra vahşi kangurunun zıplamaları durabilir ve yeni bir vahşi kanguru o noktaya kadar görülen en küçük zıplama aralığından yola çıkar. Eğer  $V$ ,  $E$ 'nin tuzağına düşüyorsa bunun anlamı benzer noktalardan geçen iki kangurunun daha önceden fonksiyon üzerinde karşılaşmış olmalarıdır (Teske, 2001).

Vahşi kanguru belirli bir zıplama sayısından sonra tuzağa düşmeli ya da durmalıdır. Eğer vahşi kanguru, evcil kangurunun tuzağına düşüyorsa daha önce bu iki kangurunun aynı noktada denk geldiği sonucu anlaşılır. Kanguru Algoritması sadece zıplamaları kurmak ve iki kangurunun geçerli durumları için stok bulundurur. Eğer birçok depo kurulmasına izin verilirse beklenen değerleri alan bir algoritma elde etmek için seçkin nokta metodu kullanılabilir. 1999 yılında Von Oorschot ve Wiener bu metodu analiz etmiş ve en düşük çevrim süresini ortaya çıkarmışlardır (Teske, 2001).

### 3.3. Paralel Kanguru Algoritması ile İlgili Yapılan Çalışmalar

Paralel kanguru algoritması kullanılarak yapılan çalışmalara bakıldığında özellikle iş çizelgeleme alanında yoğunlaştığı görülmüştür.

Optimizasyon problemlerinde kanguru algoritmasını, Minzu ve Beldiman (2003) tek makine çizelgeleme probleminin paralel hibrit metasezgisel tabanlı çizelgeleme sistemiyle çözümünde kullanmışlardır. Serbencu vd. (2007) tek makine çizelgeleme problemleri için karınca kolonisi sistemi ve stokastik kökenli kanguru algoritmasını birleştirerek hibrit bir şekilde uygulamışlardır. Minzu ve Beldiman (2007) genetik algoritma ve stokastik kökenli kanguru algoritmasının paralel modelini birleştirerek

hibrit bir metasezgisel oluşturmuş ve bunu kesikli optimizasyon sisteminde kullanmışlardır.

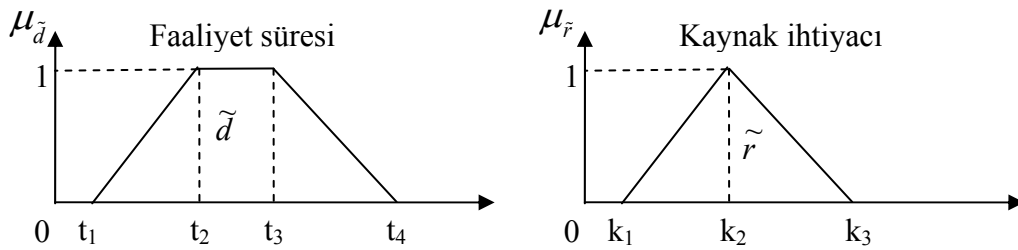
Engin vd. (2008) çalışmalarında çok amaçlı akış tipi iş çizelgelemede paralel kanguru algoritmasını uygulamışlardır. Öztürk vd. (2008) çalışmalarında paralel kanguru algoritmasını atölye tipi çizelgeleme problemi üzerinde uygulamışlardır. Yılmaz vd. (2009) çalışmalarında beklemez akış tipi iş çizelgeleme problemlerine paralel kanguru algoritmasını uygulamışlardır. Yılmaz vd. (2010) çalışmalarında paralel kanguru algoritmasını yeni bir yaklaşımla çok amaçlı akış tipi iş çizelgelemede kullanmışlardır.

Soltani vd. (2010) çalışmalarında, iki farklı kritere göre iki grup iş içeren tek makine çizelgeleme problemini ele almışlardır. Birinci grupta toplam ağırlıklı tamamlanma zamanının ve ikinci grupta maksimum gecikmenin minimize edilmesi kriterlerini uygulamışlardır. Problemin çözümünde genetik algoritma ve hibrit kanguru tavlama benzetimini kullanmışlardır. Taguchi yöntemiyle parametre optimizasyonu yapmışlardır.

# BÖLÜM 4. BULANIK PROJE ÇİZELGELEME PROBLEMLERİNİN PARALEL KANGURU ALGORİTMASIYLA ÇÖZÜMÜ

## 4.1. Giriş

Bu çalışmada, bulanık kaynak kısıtlı ve bulanık faaliyet süreli proje çizelgeleme problemi ele alınmıştır. Projelerdeki belirsiz ve esnek olan geçici bilginin modellenmesinde bulanık küme teorisi kullanılmıştır. Olasılık dağılımıyla gösterilen belirsiz faaliyet süresi  $\tilde{d}$ ,  $\mu_{\tilde{d}}(x)$  üyelik fonksiyonu ile tanımlanabilir. Üyelik fonksiyonu, verilen zamandaki tüm  $x$  faaliyetlerinin sürelerinin olası değerlerini göstermektedir. Çalışmada, bulanık faaliyet süreleri, Wang (2002), Soltani ve Haji (2007) çalışmalarındaki gibi yamuk üyelik fonksiyonu kullanılarak modellenmiştir. Kaynak ihtiyacı ise probleme uygun olarak üçgensel üyelik fonksiyonuyla modellenmiştir.



Şekil 4.1. Faaliyet süresinin ve kaynak ihtiyacının üyelik fonksiyonları

## 4.2. Problemin Tanımı ve Kullanılan Çözüm Teknikleri

Çalışmada, kaynak kısıtları ve faaliyet süreleri bulanık olan proje çizelgeleme problemi ele alınmıştır.

Bu problemin çözümünde, belirsiz ve esnek olan geçici bilginin modellenmesinde bulanık küme teorisi kullanılmıştır. En düşük çizelge riskinin belirlenmesi ve her bir faaliyetin bütün kısıtlarının minimum tatmin değerlerini maksimize edecek bir başlama zamanının tespit edilmesi için ise paralel kanguru algoritması önerilmiştir.

#### 4.2.1. Kısıtlar

Bulanık proje çizelgeleme problemlerinde, en erken başlama kısıtı, en geç başlama kısıtı, öncelik kısıtı ve kaynak kısıtı olmak üzere dört farklı kısıt bulunmaktadır.

##### 4.2.1.1. En erken başlama kısıtı

Tüm faaliyetler için;  $i$  faaliyetinin başlama zamanı  $bz_i$ ,  $i$ 'nin en erken başlama zamanı olan  $\tilde{ebz}_i$ 'ye eşit veya büyük olmalıdır.

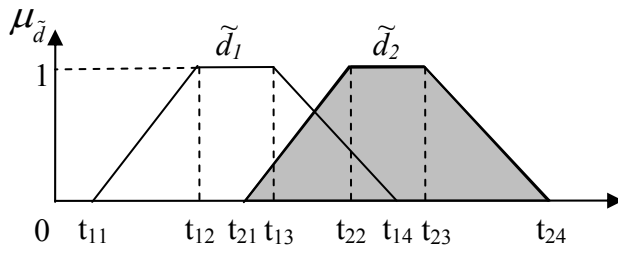
$$bz_i \in [\tilde{ebz}_i, +\infty), \quad (4.1)$$

$i$  faaliyetinin en erken başlama zamanı aşağıdaki gibi tanımlanır (Dubois vd., 2003):

$$\tilde{ebz}_i \leftarrow \begin{cases} \mathop{\text{m\~{a}x}}_j \left\{ \tilde{ebz}_i, \tilde{ebz}_j \oplus \tilde{d}_j \right\}, & \text{Eğer } i \text{ faaliyetinin } j \text{ öncülü varsa} \\ \tilde{b}, & \text{Eğer } i \text{ faaliyetinin öncülü yoksa} \end{cases}, \quad (4.2)$$

Burada,  $\mathop{\text{m\~{a}x}}$  bulanık maksimum operatörü (bkz. Şekil 4.2) ve  $\oplus$  bulanık toplama işlemidir. Bulanık maksimum operatörü Denklem (4.3)'teki gibi hesaplanır (Klir ve Yuan, 1995).

$$\mathop{\text{m\~{a}x}}(\tilde{d}_1, \tilde{d}_2)(z) = \sup_{z=\max(x,y)} \min \left[ \tilde{d}_1(x), \tilde{d}_2(y) \right], \quad (4.3)$$



Şekil 4.2. Bulanık maksimum operatörü

#### 4.2.1.2. En geç başlama kısıtı

Faaliyetlerin başlama zamanları  $bz_i$  en geç başlama zamanları olan  $\tilde{egz}_i$ 'den küçük veya eşit olmalıdır.

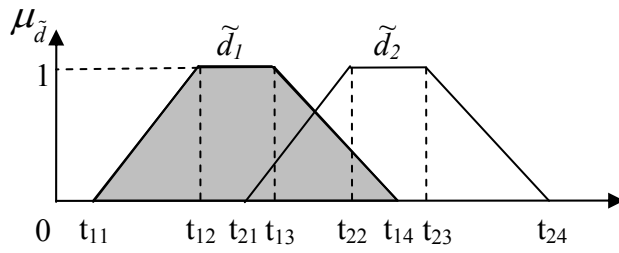
$$bz_i \in (-\infty, \tilde{egz}_i], \quad (4.4)$$

Bir faaliyetin en geç başlama zamanı, en geç tamamlanma zamanından faaliyetin süresinin çıkarılmasıyla ( $\tilde{egz}_i = \tilde{etz}_i \ominus \tilde{d}_i$ ) bulunur. En geç tamamlanma zamanı Denklem (4.5)'deki gibi hesaplanır (Dubois vd., 2003).

$$\tilde{etz}_i \leftarrow \begin{cases} \tilde{m\ddot{m}}_j \left\{ \tilde{etz}_i, \tilde{etz}_j \ominus \tilde{d}_j \right\}, & \text{Eğer } i \text{ faaliyetinin } j \text{ ardılı varsa} \\ \tilde{e}, & \text{Eğer } i \text{ faaliyetinin ardılı yoksa} \end{cases}, \quad (4.5)$$

Burada,  $\tilde{m\ddot{m}}$  bulanık minimum operatörü (bkz. Şekil 4.3) ve  $\ominus$  bulanık çıkarma işlemidir. Bulanık minimum operatörü Denklem (4.6)'daki gibi hesaplanır (Klir ve Yuan, 1995).

$$\tilde{m\ddot{m}}(\tilde{d}_1, \tilde{d}_2)(z) = \sup_{z=\min(x,y)} \min[\tilde{d}_1(x), \tilde{d}_2(y)], \quad (4.6)$$



Şekil 4.3. Bulanık minimum operatörü

#### 4.2.1.3. Öncelik kısıtı

Eğer  $i$  faaliyeti  $j$  faaliyetinin öncülü ise,

$$bz_j - bz_i \in [\tilde{d}_i, +\infty), \quad (4.7)$$

Buna göre  $i$  faaliyetinin tamamlanma zamanı,  $j$  faaliyetinin başlama zamanından küçük veya eşit olmalıdır. Yani  $bz_j - bz_i$ ,  $i$  faaliyetinin süresinden büyük veya eşit olmalıdır.

#### 4.2.1.4. Kaynak kısıtı

Herhangi bir  $t$  zamanı için  $J = \{i \mid bz_i \leq t \leq bz_i \oplus \tilde{d}_i\}$  ise tüm  $t$  zamanları ve kaynak türleri ( $k=1, \dots, q$ ) için,

$$\sum_{i \in J} n_{ik} \leq m_k, \quad (4.8)$$

Çizelge oluşturulurken kaynak çakışmalarını önlemek için bu kısıt öncelik kısıtına çevrilebilir.

#### 4.2.2. Bulanık küme teorisi ile modelleme

Uygulamada belirsiz ve esnek olan geçici bilginin modellenmesinde olasılık teorisi kullanılmıştır (Fargier vd., 2000; Wang, 2002).



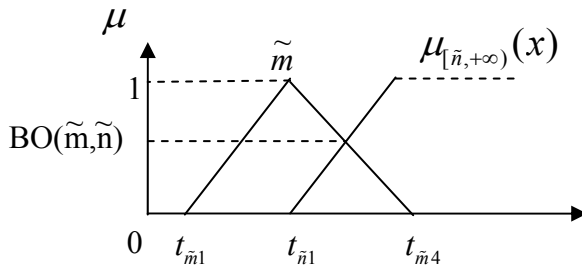
Çizelge oluşturulurken ve belirsiz olan ürün geliştirme ortamında çizelgenin performansı değerlendirilirken, bulanık geçici parametrelerin karşılaştırılmasında olasılık ölçütü ve gereklilik ölçütü kullanılmıştır.

Verilen  $\tilde{M}, \tilde{N}$  gibi iki bulanık sayının karşılaştırılmasında  $\tilde{M}$  tarafından sınırlandırılan  $x$  parametresi kullanılarak,  $\tilde{M}$  'nin  $\tilde{N}$  'den büyük veya eşit olma durumu aşağıdaki formülle hesaplanmaktadır (Klir ve Yuan, 1995).

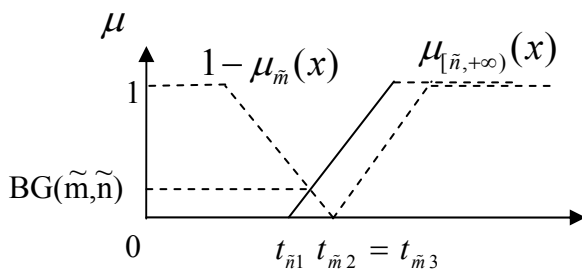
$$BO(\tilde{M}, \tilde{N}) = \sup_x \min(\mu_{\tilde{M}}(x), \mu_{[\tilde{N}, +\infty)}(x)), \quad (4.9)$$

$$BG(\tilde{M}, \tilde{N}) = \inf_x \max(1 - \mu_{\tilde{M}}(x), \mu_{[\tilde{N}, +\infty)}(x)), \quad (4.10)$$

Denklem (4.9), “ $\tilde{M}$ ,  $\tilde{N}$  'den büyük veya eşittir” ifadesinin olasılık derecesini (bkz. Şekil 4.4) göstermektedir. Yani “ $\tilde{M} \geq \tilde{N}$ ” olmasının maksimum şansını belirlemektedir. Denklem (4.10), “ $\tilde{M}$ ,  $\tilde{N}$  'den büyük veya eşittir” ifadesinin gereklilik derecesini (bkz. Şekil 4.5) göstermektedir. Yani “ $\tilde{M} \geq \tilde{N}$ ” olmasının minimum şansını belirleyen bir indeks sunmaktadır.



Şekil 4.4. Büyük olma olasılık derecesi



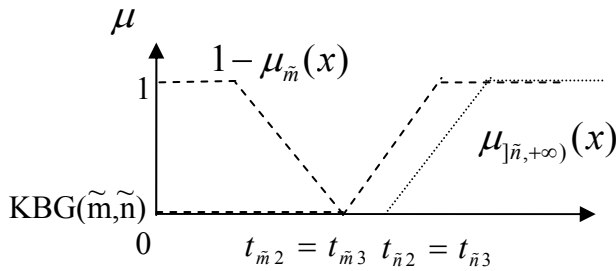
Şekil 4.5. Büyük olma gereklilik derecesi

Verilen  $\tilde{M}, \tilde{N}$  gibi iki bulanık sayının karşılaştırılmasında  $\tilde{M}$  tarafından sınırlandırılan  $x$  parametresi kullanılarak,  $\tilde{M}$  'nin  $\tilde{N}$  'den kesinlikle büyük olma durumu aşağıdaki formülle hesaplanmaktadır (Klir ve Yuan, 1995).

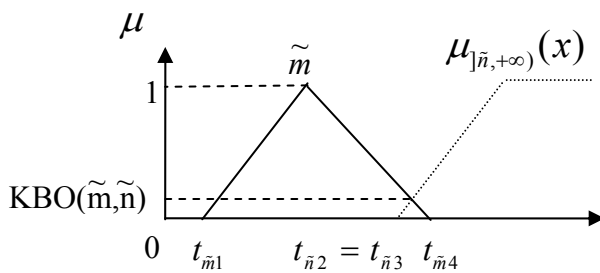
$$KBO(\tilde{M}, \tilde{N}) = \sup_x \min(\mu_{\tilde{M}}(x), \mu_{\tilde{N}, +\infty}(x)), \quad (4.11)$$

$$KBG(\tilde{M}, \tilde{N}) = \inf_x \max(1 - \mu_{\tilde{M}}(x), \mu_{\tilde{N}, +\infty}(x)), \quad (4.12)$$

Denklem (4.11), “ $\tilde{M}$ ,  $\tilde{N}$ ’den kesinlikle büyüktür” ifadesinin olasılık derecesini (bkz. Şekil 4.6) göstermektedir. Yani “ $\tilde{M} > \tilde{N}$ ” olmasının maksimum şansını belirlemektedir. Denklem (4.12), “ $\tilde{M}$ ,  $\tilde{N}$ ’den kesinlikle büyüktür” ifadesinin gereklilik derecesini (bkz. Şekil 4.7) göstermektedir. Yani “ $\tilde{M} > \tilde{N}$ ” olmasının minimum şansını belirleyen bir indeks sunmaktadır.



Şekil 4.6. Kesinlikle büyük olma olasılık derecesi



Şekil 4.7. Kesinlikle büyük olma gereklilik derecesi

Verilen  $\tilde{M}, \tilde{N}$  gibi iki bulanık geçici parametrenin karşılaştırılmasında  $\tilde{M}$  'nin  $\tilde{N}$  'den büyük veya eşit olma derecesi  $BO(\tilde{M}, \tilde{N})$  ve  $BG(\tilde{M}, \tilde{N})$  'nin ağırlıklı toplamıyla Denklem (4.13)'deki gibi hesaplanmaktadır (Wang, 2002).

$$g(\tilde{M} \geq \tilde{N}) = \beta \times BO(\tilde{M}, \tilde{N}) + (1 - \beta) \times BG(\tilde{M}, \tilde{N}), \quad (4.13)$$

Burada  $\beta$  iyimserlik-kötümserlik indeksidir ve  $0 \leq \beta \leq 1$  aralığında değişir.

$BG(\tilde{M}, \tilde{N})$ ,  $\tilde{M}$ 'nin  $\tilde{N}$ 'den büyük veya eşit olmasının en düşük şansını kötümser bir bakış açısıyla hesaplamaktadır.  $BO(\tilde{M}, \tilde{N})$  ise bunun tersine en yüksek şansını iyimser bir bakış açısıyla hesaplamaktadır (Wang, 2002).

$\tilde{M}$ 'nin  $\tilde{N}$ 'den büyük veya eşit olması durumu belirlenirken Hurwicz kriteri uygulanmıştır (Taha, 2005). Buna göre kötümserlik (güvenlik) ve iyimserlik seviyelerinin ağırlıklı ortalamalarına göre karşılaştırma yapılmıştır. İyimserlik-kötümserlik indeksi olan  $\beta$  proje yöneticisi tarafından belirlenmektedir. Eğer iyimser bir yaklaşımı varsa  $\beta$ 'yi 0,5'in üzerinde bir değer seçecektir. Eğer kötümserse  $\beta$ 'yi 0,5'in altında bir değer olarak belirleyecektir.

$g(\tilde{M} \geq \tilde{N})$  ve  $g(\tilde{N} \geq \tilde{M})$  belirlendikten sonra  $\tilde{M}$  ve  $\tilde{N}$  arasındaki ilişki aşağıdaki kurallara göre belirlenir:

$$\begin{aligned} &\text{Eğer } g(\tilde{M} \geq \tilde{N}) > g(\tilde{N} \geq \tilde{M}) \text{ ise } \tilde{M} \geq \tilde{N} \\ &\text{Değilse eğer } g(\tilde{M} \geq \tilde{N}) < g(\tilde{N} \geq \tilde{M}) \text{ ise } \tilde{N} \geq \tilde{M} \\ &\text{Değilse } \tilde{N} = \tilde{M} \end{aligned} \quad (4.14)$$

### 4.2.3. Paralel kanguru algoritması

Uygulamada bulanık proje çizelgeleme problemleri, paralel kanguru algoritması yardımıyla çözülmüştür. Bu problemin çözümünde kullanılan paralel kanguru algoritmasının adımları aşağıda verilmiştir.

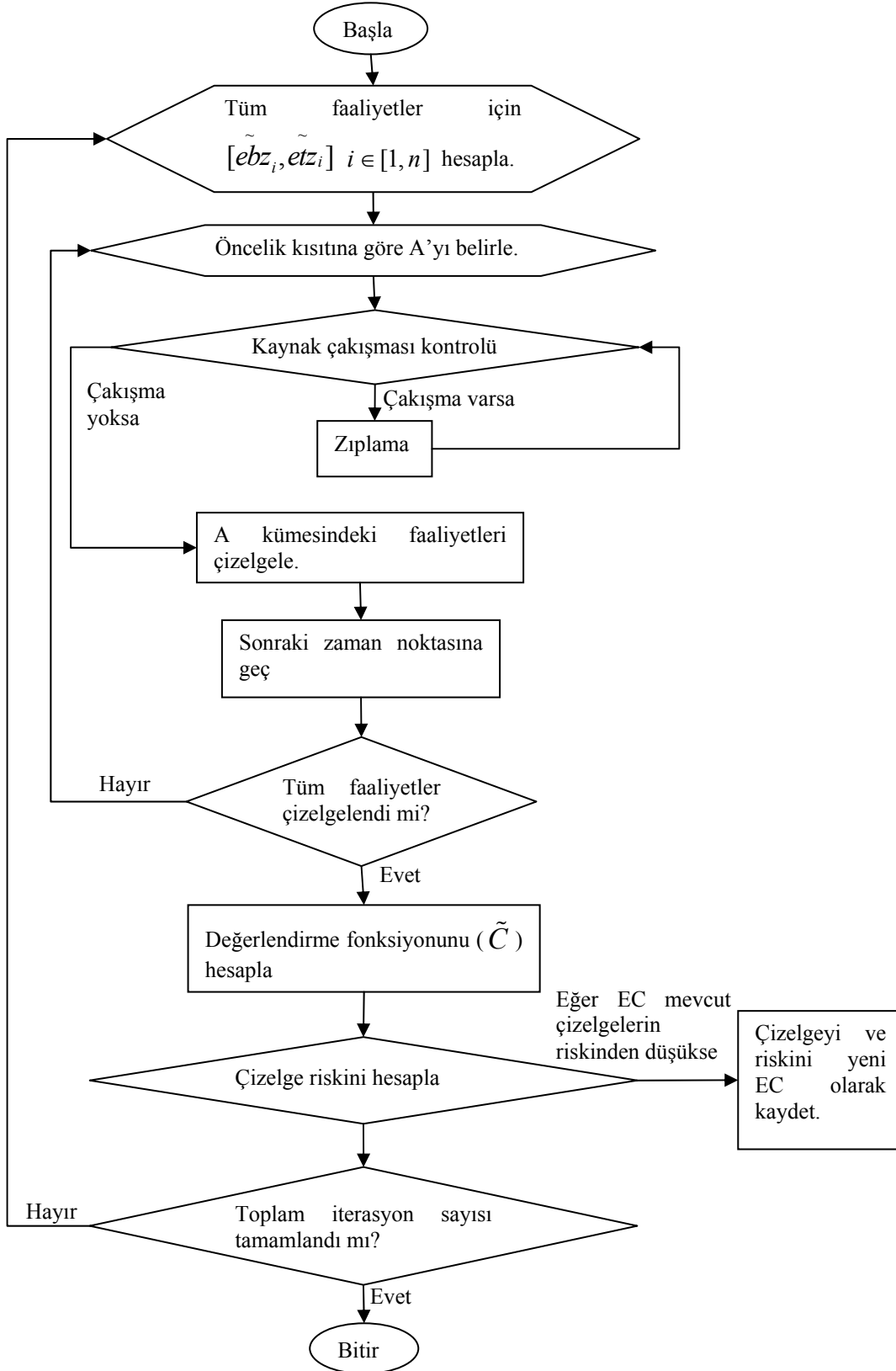
#### Algoritmanın adımları

1.Adım Tüm faaliyetlerin en erken başlama zamanları ve en geç tamamlanma

zamanlarını  $[ebz_i, etz_i]$   $i \in [1, n]$  hesapla.

- 2.Adım Öncelik kısıtına göre seçilebilecek faaliyetleri belirle (A).
- 3.Adım Kaynak çakışması kontrolü
- Kaynak tipi  $k$ 'ya göre ( $k=1, \dots, q$ ) seçilebilecek faaliyetlerin toplam kaynak ihtiyacını hesapla.
  - Kaynak tipi  $k$ 'ya göre ( $k=1, \dots, q$ ) mevcut kaynak miktarını hesapla.
  - Eğer kaynak tipi  $k$  ( $k=1 \dots q$ ) için  $\sum_{i \in A} n_{ik} > m_k$  ise kaynak çakışması var demektir. 4.Adıma git, çakışma yoksa 5.Adıma git.
- 4.Adım Zıplama
- Evcil kanguru için rastsal olarak A'dan bir faaliyet seç.
  - Vahşi kanguru için A'dan rastsal olarak evcil kangurunun seçmediği bir faaliyet seç.
  - Seçilen faaliyeti seçilebilecekler kümesinden çıkar  $A \leftarrow A - \{N_{\text{sec}}\}$ , geciktirilecekler kümesine ekle  $V \leftarrow V + \{N_{\text{sec}}\}$ . 3.Adıma git.
- 5.Adım Seçilebilecekler kümesindeki faaliyetleri çizelgele.
- $\tilde{e}b_{z_i} \leftarrow \tilde{t}$ ,  $\tilde{b}_{z_i} \leftarrow \tilde{t}$ ,  $K \leftarrow K - n_i$  ve  $T \leftarrow T + \{N_i\}$
  - Tüm ardıllarının en erken başlama zamanlarını güncelle
  - $L \leftarrow L + \left\{ \left( i, \tilde{e}b_{z_i} \oplus \tilde{d}_i \right) \right\}$
- 6.Adım Sonraki zaman noktasına geç
- L'den en erken biten ( $j, \tilde{t}'$ ) olayını çıkart. Eğer  $\tilde{t}' \geq \tilde{t}$  ise  $\tilde{t} \leftarrow \tilde{t}'$
  - Kaynak bulunabilirliğini güncelle  $K \leftarrow K + n_j$ ,
- 7.Adım Tüm faaliyetler çizelgeleninceye kadar 2.Adıma dön.
- 8.Adım Değerlendirme fonksiyonunu hesapla:  $f(N') = \tilde{C}$ ,  $\tilde{C}$  projenin bulanık tamamlanma zamanı
- 9.Adım Çizelge riskini hesapla. Eğer bu çizelgenin riski (EC) mevcut çizelgelerin riskinden düşükse bu çizelgeyi ve riskini yeni EC olarak kaydet.
- 10.Adım Toplam iterasyon sayısı tamamlanıncaya kadar 1.Adıma git.

Paralel kanguru algoritmasının akış diyagramı Şekil 4.8'de verilmiştir.



Şekil 4.8. Paralel kanguru algoritmasının akış diyagramı

#### 4.2.4. Faaliyet başlangıç zamanının belirlenmesi

Kanguru algoritmasıyla minimum riske sahip bulanık çizelge elde edildikten sonra, projenin uygulanabilmesi için, her faaliyete bir başlangıç zamanı seçilmesi gerekmektedir. Bazı araştırmacılar bir faaliyetin başlangıç zamanını o faaliyetin bulanık en erken başlama zamanının minimum  $\alpha$  -kesimi değeriyle belirlenebileceğini ileri sürmüşlerdir. Fakat bu çalışmada Wang'ın (2002) kullandığı yöntemle tüm geçici bulanık kısıtların minimum tatmin değerini maksimize edecek bir başlangıç zamanı seçilmiştir.

Başlangıç zamanı  $s_i = a$  (bkz. Denklem (4.1)) için bulanık en erken başlama zamanının tatmin değeri  $U_E$ ,  $[e\tilde{b}z_i, +\infty)$  üyelik fonksiyonuyla belirlenir (Wang, 2002):

$$U_E(a) = \mu[e\tilde{b}z_i, +\infty)(a), \quad (4.15)$$

Başlangıç zamanı  $s_i = a$  (bkz. Denklem (4.4)) için bulanık en geç başlama zamanının tatmin değeri  $U_G$ ,  $(-\infty, e\tilde{g}z_i]$  üyelik fonksiyonuyla belirlenir (Wang, 2002):

$$U_G(a) = \mu(-\infty, e\tilde{g}z_i](a), \quad (4.16)$$

Burada  $e\tilde{g}z_i = e\tilde{t}z_i \ominus \tilde{d}_i^u$  ve  $\tilde{d}_i$ 'nin  $(\tilde{d}_i = (d_{i1}, d_{i2}, d_{i3}, d_{i4}))$  en kötü durumu olan  $\tilde{d}_i^u = (d_{i3}, d_{i4}, d_{i4}, d_{i4})$  olarak belirlenmiştir.

Denklem (4.16)'da, bulanık en geç başlangıç kısıtının tatmin değerinin hesaplanmasında bulanık faaliyet süresinin en kötü durumu olan  $\tilde{d}_i^u$  kullanılmıştır. Proje yöneticileri genellikle projenin gecikmesinin önlemek için, bir faaliyetin öncülleri tam olarak bitmemiş olsa bile, faaliyetleri olabildiğince erkenden başlatmak ister. Bu durum ürün geliştirme projelerinde sıklıkla görülmektedir (Wang, 2002). Bu

durumun önüne geçebilmek için, en geç başlama zamanları hesaplanırken faaliyet sürelerinin en kötü durumuna göre işlem yapılmıştır.

Bunlara ek olarak bir faaliyetin tüm öncüllerinin başlangıç zamanları belirlendikten sonra öncelik ilişkilerinin etkisi de hesaba ilave edildi. Başlangıç zamanı  $s_i = a$  (bkz. Denklem (4.7)) için ilgili öncelik kısıtlarının tatmin değeri  $U_o$  aşağıdaki gibi hesaplanır:

$$(j, i) \in H \cup H' \text{ için } U_o(a) = \mu[bz_j \oplus \tilde{t}_j, +\infty)(a), \quad (4.17)$$

Burada  $bz_j$ ,  $i$  faaliyetinin öncülü olan  $j$  faaliyetinin başlama zamanını,  $H$  kaynak kısıtlarının kümesini,  $H'$  yeni oluşturulan öncelik kısıtlarının kümesini göstermektedir.

Sonuçta tüm bulanık geçici kısıtların minimum tatmin değerlerini maksimize edecek,  $i$  faaliyetinin başlama zamanı,  $bz_i$  aşağıdaki gibi belirlenir (Wang, 2002):

$$bz_i = \min \left\{ {}^\alpha [e\tilde{b}z'_i, +\infty) \cap {}^\alpha (-\infty, e\tilde{g}z_i] \right\}, \quad (4.18)$$

Burada  $\alpha = BO(e\tilde{g}z_i, e\tilde{b}z'_i)$ ,  $e\tilde{b}z'_i = \text{m}\ddot{\alpha}x(e\tilde{b}z_i, p\tilde{b}t_i)$  ve  $(j, i) \in H \cup H'$  için  $p\tilde{b}t_i = \text{m}\ddot{\alpha}x_j(bz_j \oplus \tilde{t}_j)$ .

Bir faaliyet başlangıç zamanı  $bz_i$ ,  $[e\tilde{b}z'_i, +\infty)$  ve  $(-\infty, e\tilde{g}z_i]$ 'nin  $\alpha$ -kesimlerinin kesişim değeriyle belirlenmektedir.  $\alpha$  değeri,  $BO(e\tilde{g}z_i, e\tilde{b}z'_i)$  ile belirlenerek  $i$  faaliyetinin başlama zamanının tatmin derecesi göz önüne alınmaktadır. Yeni bulanık en erken başlama zamanı  $e\tilde{b}z'_i$ ,  $e\tilde{b}z_i$  ve  $p\tilde{b}t_i$ 'nin bulanık maksimumuyla hesaplanmaktadır. Burada  $p\tilde{b}t_i$ , öncelik kısıtlarından etkilenen  $i$  faaliyetinin gereken en erken başlama zamanını göstermektedir.  $p\tilde{b}t_i$ ,  $i$  faaliyetinin bütün öncüllerinin belirlenmesinden sonra hesaplanmaktadır.

### 4.3. Performans Kriterleri

Performans kriterleri, bulunan çözümlerin kalitesinin, verimliliğinin ve etkinliğinin tespit edilmesinde kullanılmaktadır. Projenin performansı çizelge riski kavramıyla ölçülmektedir. Problemin bilgisayar programı tarafından çözülme süresi olan CPU zamanı bize programın kullanılabilirliğini göstermektedir. Ayrıca paralel kanguru algoritmasının bulanık proje çizelgeleme problemlerindeki performansı, Wang (2002) tarafından sunulan elektronik ürün geliştirme problemi üzerinde test edilmiştir.

#### Çizelge riski

Proje çizelgeleme alanında yapılan araştırmaların büyük bölümünde minimum proje süresi veya gecikmesi gibi hedefleri amaçlamışlardır. Birçok projede, özellikle ürün geliştirme projelerinde, doğal olarak bulunan belirsizlik sebebiyle projenin tam olarak ne zaman biteceğini tahmin etmek oldukça zor olmaktadır. Bu nedenle proje süresinin veya gecikmenin minimize edilmesi gibi amaçlar çizelgelemede yanlış kararların verilmesine sebep olabilmektedir.

Bu çalışmada amaç, önceden belirlenmiş olan projenin bulanık en erken başlangıç ve en geç bitiş zamanlarına göre projenin gecikme şansının en az olduğu bir çizelge belirlemektir.

Bir çizelgenin uygunluğunun belirlenmesinde performans ölçütü olarak çizelge riski kavramını kullanılmıştır. Çizelge riski KBO ve KBG'nin ağırlıklı toplamıyla Denklem (4.19)'daki gibi hesaplanmaktadır (Wang, 2002).

$$\begin{aligned}
 \zeta R(\zeta) &= \beta \times KBO(\tilde{D}(\zeta), \tilde{e} \ominus \tilde{b}) + (1 - \beta) \times KBG(\tilde{D}(\zeta), \tilde{e} \ominus \tilde{b}) \\
 &= \beta \times (1 - BG(\tilde{e} \ominus \tilde{b}, \tilde{D}(\zeta))) + (1 - \beta) \times (1 - BO(\tilde{e} \ominus \tilde{b}, \tilde{D}(\zeta))) \\
 &= 1 - (\beta \times BG(\tilde{e} \ominus \tilde{b}, \tilde{D}(\zeta)) + (1 - \beta) \times BO(\tilde{e} \ominus \tilde{b}, \tilde{D}(\zeta))),
 \end{aligned} \tag{4.19}$$



Burada  $\tilde{D}(\zeta)$  bulanık proje süresini göstermektedir. Denklem (4.19)'da  $BO(\tilde{a} \ominus \tilde{b}, \tilde{D}(\zeta))$  ve  $BG(\tilde{a} \ominus \tilde{b}, \tilde{D}(\zeta))$  iyimserlik-kötümserlik kriteri olarak görülebilir. Böylece çizelge riskinin minimize edilmesiyle iyimserlik-kötümserlik kriterinin doğrusal kombinasyonları maksimize edilir.

#### 4.4. Örnek Olay: Elektronik Ürün Geliştirme Projesi

Bu bölümde, Wang'ın (2002) çalışmasında ele aldığı yeni bir elektronik ürün geliştirme projesinin çizelgelenmesi problemi, geliştirilen yazılımla çözülmüştür. Wang (2002), bu problemin çözümünde bulanık ışın arama algoritmasını kullanmıştır. Tüm proje yedi aşamadan oluşmaktadır. Bu aşamalar, sistem ihtiyaçlarının analizi, sistemin tanımlanması, ihtiyaçların ayrılması, ön tasarım, detaylı tasarım, mühendislik model testi ve yeterlilik testlerinden meydana gelmektedir.

Bir proje genellikle farklı alanlardaki uzmanların ortaklaşa çalışmasıyla meydana gelmektedir. Bu örnekte kaynaklar, sistem mühendisleri ( $k_1$ ), yazılım mühendisleri ( $k_2$ ), donanım mühendisleri ( $k_3$ ) ve destek mühendisleri ( $k_4$ ) olmak üzere dört farklı alandaki uzmanlardan oluşmaktadır. Donanım mühendisleri, makine ve elektrik mühendislerini içermektedir. Destek mühendisleri ürün geliştirme aşamasında, üretim, maliyet, lojistik, deneme, güvenilirlik, sürdürülebilirlik, pazarlama gibi rolleri üstlenmektedirler.

Projenin en erken başlama zamanı  $(0, 0, 0, 0)$  ve en geç tamamlanma zamanı  $(220, 220, 220, 235)$  ve kaynak mevcudiyeti  $K(k_1, k_2, k_3, k_4) = (5, 4, 5, 4)$  olarak belirlenmiştir. İyimserlik-kötümserlik indeksi  $\beta = 0,5$  olarak alınmıştır.

Problemin çözümü için Borland Delphi 7'de bilgisayar programı geliştirilmiştir. Çözümler Intel Pentium 4 2,8 GHz mobil işlemcili, 1,25 GB RAM'li bir bilgisayarda yapılmıştır.

Wang (2002) tarafından önerilen problemin faaliyetleri ve bu faaliyetlerin işlem süreleri, ardılları ve kaynak ihtiyaçları Tablo 4.1'te verilmiştir.

Tablo 4.1. Elektronik ürün geliştirme projesinin verileri

Faaliyet	$k_1$	$k_2$	$k_3$	$k_4$	Süre	Ardılı
1. Müşteri ihtiyaçlarının belirlenmesi	3	0	0	0	(5,6,6,7)	2
2. Fikir araştırması	5	3	3	2	(10,12,12,13)	3,4
3. Ön sistem mimarisi	4	2	4	2	(4,5,5,6)	5
4. Ön sistem tasarımı ve ihtiyaçların ayrılması	4	2	2	2	(7,8,8,10)	5
5. Sistem özellikleri taslağının belirlenmesi	5	0	0	0	(2,4,4,6)	6
6. Sistem ihtiyaçlarının yeniden gözden geçirilmesi	4	2	2	2	(3,4,4,5)	7
7. Sistem ihtiyaçlarının yazılım ve donanıma aktarılması	4	3	3	2	(2,3,3,4)	8,9,10, 12
8. Ön yazılım ihtiyaçlarının oluşturulması	0	4	2	0	(2,3,3,5)	13
9. Ön donanım geliştirme özelliklerinin oluşturulması	2	1	5	3	(3,4,4,6)	14
10. Sistem özelliklerinin tamamlanması	4	0	0	0	(4,5,5,6)	11
11. Sistem tasarımı dokümanlarının oluşturulması	5	0	0	0	(7,9,9,10)	15
12. Sistem deneme konseptinin oluşturulması	3	0	0	1	(3,4,4,5)	15
13. Yazılım ihtiyaçlarının gözden geçirilmesi	3	2	0	1	(1,2,2,3)	15
14. Donanım ihtiyaçlarının gözden geçirilmesi	3	0	3	2	(1,2,2,3)	15
15. Sistem tasarımının gözden geçirilmesi	4	2	2	2	(1,2,2,2)	16
16. Operasyon fonksiyonel akış analizinin yapılması	5	2	2	0	(3,4,4,5)	17,18
17. Yzlm ve donanımın fonksiyonel arayüzünün tanımlanması	5	2	4	2	(4,5,5,6)	19
18. Yazılım ve dnmn bölümlenmesinin yapılması	4	2	4	3	(4,5,5,6)	19
19. Arayüz ihtiyaçlarının analizinin yapılması	5	2	3	4	(5,6,6,7)	20,21, 22
20. Yzlm ve dnmn tasarım hedeflerinin alt seviyelere ayrılması	4	0	0	0	(5,7,7,9)	23
21. Arayüz ihtiyaçlarının özelliklerinin geliştirilmesi	5	1	4	4	(3,5,5,7)	23
22. Yazılım ihtiyaçlarının geliştirilmesi	0	3	0	0	(4,5,5,6)	23
23. İhtiyaçların ve özelliklerin gözden geçirilmesi	5	1	1	1	(1,2,2,3)	24
24. Tasarım ön planları	2	1	5	3	(8,10,10,12)	25,26, 27
25. Ön parça listesinin belirlenmesi	2	1	5	3	(4,5,5,6)	29
26. Ürün deney özelliklerinin tanımlanması	0	0	4	3	(4,6,6,8)	28
27. Dokümantasyonun oluşturulması	0	4	0	2	(6,7,7,8)	29
28. Kritik devrenin/ön modelin kurulması ve test edilmesi	2	2	4	4	(10,12,12,14)	29
29. Ön tasarımların gözden geçirilmesi	4	2	2	2	(1,2,2,4)	30,31,32, 38,39, 41
30. Daha geniş modelin kurulması	4	2	3	0	(9,11,11,13)	33
31. Detaylı devrenin tasarlanması	5	0	3	2	(10,13,13,14)	36
32. Detaylı mekanik şablonunun çıkartılması	0	0	4	2	(8,10,10,11)	37
33. Fonksiyonel yazılımın entegre edilmesi	4	3	2	0	(6,8,8,9)	34
34. Fonksiyonel değerlendirme yapılması	4	2	3	3	(3,4,4,5)	35
35. Kritik devre modifikasyonlarının birleştirilmesi	2	2	0	4	(4,6,6,7)	40
36. Mühendislik modeli devre kartının siparişi	0	0	2	0	(3,4,4,5)	40
37. FAB modeli parçalarının siparişi	0	0	2	2	(3,4,4,5)	40
38. Ön donanım yeterlilik planı	1	0	3	1	(1,2,2,3)	40
39. Düşük riskli E-model elektrik parçalarının siparişi	0	0	2	2	(2,3,3,4)	40
40. Donanımın kritik tasarımının gözden geçirilmesi	4	0	4	3	(1,1,1,2)	44,45,48
41. Yazılımın dokümantasyonu	0	4	0	0	(3,4,4,5)	42
42. Yazılım ihtiyaçları dokümantasyonunun gözden geçirilmesi	3	3	0	0	(1,2,2,3)	43
43. Yazılımın kritik tasarımının gözden geçirilmesi	3	0	3	0	(1,2,2,3)	44,45
44. Donanım ve yazılımın ön yeterlilik testinin yapılması	2	3	4	1	(3,4,4,5)	51
45. Dokümantasyonun tamamlanması	2	2	4	2	(4,5,5,6)	46
46. Müşteri ihtiyaçları tasar verisinin tamamlanması	5	2	2	3	(4,5,5,6)	47
47. Son malzeme listesinin oluşturulması	2	0	4	2	(3,4,4,5)	51
48. Mühendislik modelinin test edilmesi	2	0	2	3	(5,7,7,8)	49
49. Yazılım ve donanımın entegrasyonu	4	2	3	2	(6,8,8,10)	50
50. Son tasarımın gözden geçirilmesi	4	2	3	3	(2,3,3,5)	51
51. Değerlendirme testi	4	2	3	3	(2,4,4,7)	Yok

Tablo 4.2. Elektronik ürün geliştirme projesi için üretilen projenin  $e\tilde{b}_z, e\tilde{g}_z, \tilde{b}_z$  ve tatmin değerleri

Faaliyet No	Bulanık en erken başlama zamanı	Bulanık en geç başlama zamanı	Başlama zamanı	Tatmin değeri	Başlama zamanı*	Tatmin değeri*
1	(0,0,0)	(22,60,60,114)	0	1	0	1
2	(5,6,6,7)	(29,66,66,118)	6	1	6	1
3	(22,26,26,30)	(46,81,81,132)	26	1	18	1
4	(15,18,18,20)	(42,77,77,129)	18	1	23	1
5	(26,31,31,36)	(52,85,85,135)	31	1	31	1
6	(28,35,35,42)	(58,90,90,138)	35	1	35	1
7	(31,39,39,47)	(63,94,94,141)	39	1	39	1
8	(46,59,59,72)	(75,105,105,151)	59	1	42	1
9	(36,46,46,56)	(74,104,104,150)	46	1	47	1
10	(33,42,42,51)	(67,97,97,143)	42	1	42	1
11	(39,50,50,62)	(73,102,102,146)	50	1	53	1
12	(33,42,42,51)	(78,107,107,151)	42	1	49	1
13	(48,62,62,77)	(80,109,109,153)	62	1	47	1
14	(46,59,59,72)	(80,109,109,153)	59	1	62	1
15	(49,64,64,80)	(83,111,111,154)	64	1	64	1
16	(50,66,66,83)	(86,113,113,155)	66	1	66	1
17	(53,70,70,88)	(91,117,117,158)	70	1	75	1
18	(57,75,75,94)	(91,117,117,158)	75	1	70	1
19	(61,80,80,100)	(97,122,122,162)	80	1	80	1
20	(66,86,86,107)	(104,127,127,166)	86	1	86	1
21	(70,91,91,113)	(106,129,129,168)	91	1	93	1
22	(66,86,86,107)	(107,130,130,168)	86	1	86	1
23	(73,96,96,120)	(113,135,135,172)	96	1	98	1
24	(74,98,98,123)	(116,136,136,172)	98	1	100	1
25	(82,108,108,135)	(144,160,160,191)	108	1	116	1
26	(86,113,113,141)	(128,146,146,180)	113	1	110	1
27	(100,131,131,163)	(142,158,158,189)	131	1	121	1
28	(90,119,119,149)	(136,152,152,184)	119	1	128	1
29	(106,138,138,171)	(150,164,164,195)	138	1	140	1
30	(123,163,163,204)	(154,166,166,195)	163	1	142	1
31	(107,140,140,175)	(170,180,180,205)	140	1	175	1
32	(109,143,143,179)	(172,182,182,206)	143	1	155	1
33	(132,174,174,217)	(167,178,178,204)	174	1	167	1
34	(138,182,182,226)	(176,186,186,211)	182	1	188	1
35	(141,186,186,231)	(181,190,190,213)	186	1	192	1
36	(121,159,159,198)	(184,193,193,216)	159	1	188	1
37	(117,153,153,190)	(183,192,192,215)	153	1	175	1
38	(117,153,153,190)	(185,194,194,217)	153	1	153	1
39	(107,140,140,175)	(184,193,193,216)	140	1	142	1
40	(145,192,192,238)	(188,196,196,219)	192	1	198	1
41	(118,155,155,193)	(185,193,193,216)	155	1	153	1
42	(121,159,159,198)	(190,197,197,219)	159	1	157	1
43	(122,161,161,201)	(193,199,199,220)	161	1	165	1
44	(146,193,193,240)	(208,211,211,229)	193	1	213	0,89
45	(149,197,197,245)	(196,201,201,221)	197	1	202	0,93
46	(158,209,209,259)	(202,206,206,225)	207	0,96	210	0,77
47	(170,225,225,280)	(208,211,211,229)	214	0,81	216	0,73
48	(153,202,202,251)	(190,197,197,218)	199	0,93	199	0,90
49	(162,214,214,265)	(198,203,203,223)	206	0,85	206	0,86
50	(168,222,222,275)	(208,211,211,230)	214	0,85	215	0,77
51	(173,229,229,285)	(213,213,213,231)	217	0,78	220	0,64
Proje süresi	(175,233,233,292)	(180,239,239,294)*				
Çizelge riski	0,44	0,63*				

\*Wang'ın (2002) sonuçları (Bulanık ışın arama algoritması)

Kaynakların bulunabilirliği  $K=(5, 4, 5, 4)$  ve İyimserlik-kötümserlik indeksi  $\beta=0,5$  için bulunan sonuçlara göre (bkz. Tablo 4.2) proje süresi (175, 233, 233, 292) ve çizelge riski 0,44 olarak bulunmuştur. 100 iterasyonda elde edilen sonuçlar bir saniye gibi kısa bir zamanda bulunmuştur.

Bulunan değerlerin Wang'ın (2002) bulmuş olduğu sonuçlardan daha iyi olduğu görülmektedir. Elde edilen sonuçlara göre, hem tüm faaliyetlerin tatmin değerleri maksimize edilmiş, hem de projenin riski en aza indirgenmiştir. Paralel kanguru algoritması 0,44 çizelge riski ile bulanık ışın arama yönteminin 0,63 olan çizelge riskinden daha iyi bir sonuç elde etmiştir. Wang (2002), bulanık ışın arama yöntemiyle 51 faaliyetten 43'ünün tüm kısıtlarını tam olarak tatmin ederken, paralel kanguru algoritması 45 faaliyetin tüm kısıtlarını tam olarak tatmin etmiş ve kalan altı faaliyetin de en düşüğü 0,78 olmak üzere tüm kısıtlarını yüksek oranlarda tatmin etmiştir. Bulanık ışın arama yöntemi sadece 49 faaliyette kanguru algoritmasından 0,01 oranında daha iyi bir tatmin değeri elde etmiş, diğer tüm faaliyetlerde kanguru algoritması daha iyi değerlere ulaşmıştır. Ayrıca proje süresinin de biraz daha düşük olduğu görülmektedir. Kanguru algoritması projeyi (175, 233, 233, 292) zamanında tamamlarken, bulanık ışın arama algoritması projeyi (180, 239, 239, 294) zamanında tamamlamaktadır.

Paralel kanguru algoritmasının, bulanık süreli ve bulanık kaynak kısıtlı proje çizelgeleme problemlerine uygulanmasıyla, çok kısa bir sürede, gecikme şansını minimize eden ve tüm faaliyetlerin minimum tatmin değerlerini maksimize eden bir çözüm elde edilebilmektedir. Bulunan sonuçlara göre, paralel kanguru algoritmasının bulanık proje çizelgeleme problemlerinde iyi sonuçlar elde edebildiği tespit edilmiştir.

## **BÖLÜM 5. SONUÇLAR VE ÖNERİLER**

Günümüzde küreselleşmeyle artan rekabet sebebiyle projelerin yönetimi çok daha fazla önem kazanmıştır. Başarılı bir proje için etkili ve verimli proje yönetimi tekniklerinin kullanılması kaçınılmazdır. Uygulanan kötü bir strateji hedeflenen kârın zarara dönüşmesine neden olabilir. Proje yönetiminin en önemli aşamalarından biri olan proje çizelgelemenin artık çok daha etkili ve verimli yapılması gerekmektedir.

Bugün bilgisayarlarla tasarım, hesaplama, modelleme, yönetim, süreçlerin ve projelerin kontrolü çok daha etkili ve verimli bir şekilde yapılabilmektedir. Ancak projelerin çizelgenmesinde karşılaşılan belirsizlikler ve kısıtlar nedeniyle optimal sonucun elde edilmesi günümüz bilgisayarlarıyla bile pek mümkün olmamakta veya maliyetli olmakta ve uzun sürmektedir.

Endüstri Mühendisliği alanında son yıllarda yapılan çalışmaların önemli bir bölümünde bulanık küme teorisini temel alan tekniklerin kullanıldığı görülmektedir. Bu konu hakkında çok sayıda çalışma yapılmış, değişik alanlarda uygulanmış ve önemli sonuçlar elde edilmiştir. Belirsizliklerin çözümünde yeni bir çığır açan bulanık küme teorisi alanında yapılan çalışmalar, günümüzde de hız kesmeden devam etmektedir.

Proje çizelgeleme alanında, projelerin doğasından kaynaklanan belirsizliklerin çözümünde, bulanıklığın kullanımıyla “bulanık proje çizelgeleme” kavramı ortaya çıkmış ve bu konu, günümüzde artan önemi sebebiyle, birçok araştırmacının dikkatini çekmiştir. Bulanık proje çizelgelemede, projenin karmaşıklığı ve projede arıza veya bekleme oluşması gibi durumlar nedeniyle geleneksel yöntemlerle çözümü çok zor olan problemlerin çözümde meta sezgisel yöntemlerin kullanımı kısa sürede iyi çözümlerin elde edilmesini sağlamaktadır.

Bulanık küme teorisi genel olarak faaliyet sürelerindeki belirsizliğin modellenmesinde kullanılmaktadır. Gerçek hayatta, pek çok projenin, özellikle ilk defa yapılacak bir projenin, faaliyet sürelerinin belirsiz olmasının yanı sıra bu faaliyetlerin kaynak ihtiyaçları da belirsiz olabilmektedir.

Bu çalışmada bulanık kaynak kısıtlı ve bulanık süreli proje çizelgeleme problemleri üzerinde durulmuş ve bu problemin çözümü için Borland Delphi 7'de bir program geliştirilmiştir. Wang'ın (2002) yeni bir elektronik ürün geliştirme projesi bu program kullanılarak çözülmüş, proje gecikme riskinin minimum olduğu ve tüm faaliyetlerin minimum tatmin değerlerinin maksimize edildiği bir çizelge elde edilmiştir. Bulunan sonuçların Wang'ın (2002) elde ettiği sonuçlardan daha iyi olduğu görülmüştür. Bu sonuçlara göre:

- 1) Paralel kanguru algoritması 0,44 çizelge riski ile bulanık ışın arama yönteminin 0,63 olan çizelge riskinden daha iyi bir sonuç elde etmiştir.
- 2) Wang (2002), bulanık ışın arama yöntemiyle 51 faaliyetten 43'ünün tüm kısıtlarını tam olarak tatmin ederken, paralel kanguru algoritması 45 faaliyetin tüm kısıtlarını tam olarak tatmin etmiş ve kalan altı faaliyetin de en düşüğü 0,78 olmak üzere tüm kısıtlarını yüksek oranlarda tatmin etmiştir.
- 3) Bulanık ışın arama yöntemi sadece bir faaliyette kanguru algoritmasından 0,01 oranında daha iyi bir tatmin değeri elde etmiş, diğer tüm faaliyetlerde kanguru algoritması daha iyi değerlere ulaşmıştır.
- 4) Ayrıca proje süresinin de biraz daha düşük olduğu görülmektedir.

Bu program yardımıyla proje yöneticileri, belirsizlik ortamında geliştirecekleri projeleri için gecikme ihtimalini minimize edecek bir çizelge elde edebileceklerdir. Gelecekte yapılacak çalışmalarda, yeni meta-sezgisel yöntemlerin veya mevcut yöntemlerin birleştirilmesiyle elde edilecek hibrit yöntemlerin bu probleme uygulanmasıyla optimale daha yakın çözümler elde edilebilecektir.

## KAYNAKLAR

ABDALLAH, H., EMARA, H. M., DORRAH, H. T. & BAHGAT, A., Using Ant Colony Optimization Algorithm for Solving Project Management Problems. Expert Systems with Applications, 36, 10004-10015, 2009.

ANONİM, Graphical Evaluation and Review Technique. Wikipedia The Free Encyclopedia, [http://en.wikipedia.org/wiki/Graphical\\_Evaluation\\_and\\_Review\\_Technique](http://en.wikipedia.org/wiki/Graphical_Evaluation_and_Review_Technique), [17.05.2010 tarihinde erişilmiştir], 2010a.

ANONİM, Combinatorial Optimization. Wikipedia The Free Encyclopedia, [http://en.wikipedia.org/wiki/Combinatorial\\_optimization](http://en.wikipedia.org/wiki/Combinatorial_optimization), [28.04.2010 tarihinde erişilmiştir], 2010b.

ANONİM, Np-Complete. Wikipedia The Free Encyclopedia, <http://en.wikipedia.org/wiki/NP-complete>, [29.04.2010 tarihinde erişilmiştir], 2010c.

BRUCKER, P., DREXL, A., MOHRING, R., NEUMANN, K. & PESCH, E., Resource-Constrained Project Scheduling: Notation, Classification, Models, and Methods. European Journal of Operational Research, 112, 3-41, 1999.

CELIKYILMAZ, A. & TÜRKSEN, I. B., Modeling Uncertainty with Fuzzy Logic, Springer-Verlag Berlin Heidelberg, XI-13, 2009.

CHEN, C. T. & HUANG, S. F., Applying Fuzzy Method for Measuring Criticality in Project Network. Information Sciences, 177, 2448-2458, 2007.

CHEN, S. M. & CHANG, T. H., Finding Multiple Possible Critical Paths Using Fuzzy Pert. Ieee Transactions on Systems Man and Cybernetics Part B-Cybernetics, 31, 930-937, 2001.

ÇUBUKÇU, R., Proje Yönetiminde Zaman Ve Maliyet Risklerinin Çizelgeleme Yöntemiyle Minimize Edilmesi. Doktora Tezi, Çukurova Üniversitesi, Fen Bilimleri Enstitüsü, Endüstri Mühendisliği Anabilim Dalı, 2008.

DUBOIS, D., FARGIER, H. & FORTEMPS, P., Fuzzy Scheduling: Modelling Flexible Constraints Vs. Coping with Incomplete Knowledge. European Journal of Operational Research, 147 231–252, 2003.

ENGİN, O., Akış Tipi Çizelgeleme Problemlerinin Genetik Algoritma Ile Çözüm Performansının Artırılmasında Parametre Optimizasyonu. Yayınlanmamış Doktora Tezi, İstanbul Teknik Üniversitesi, Endüstri Mühendisliği Anabilim Dalı, 2001.

ENGIN, O., YILMAZ, M. K., FIĞLALI, A. & FIĞLALI, N., A Parallel Kangaroo Algorithm for Multi Objective Flow Shop Scheduling, IMS'2008 6th International Symposium on Intelligent and Manufacturing Systems, Sakarya, Turkey October 14-16, 2008.

FARGIER, H., GALVAGNON, V. & DUBOIS, D., Fuzzy Pert in Series-Parallel Graphs. Ninth IEEE International Conference on Fuzzy Systems (Fuzz-IEEE 2000), 1-2, 717-722, 2000.

FRANCIS, D. & HORINE, G., Pmp Exam Cram™ 2, Que, 2003.

GUIFFRIDA, A. L. & NAGI, R., Fuzzy Set Theory Applications in Production Management Research: A Literature Survey. Journal of Intelligent Manufacturing, 9, 39-56, 1998.

HAPKE, M., JASZKIEWICZ, A. & SLOWINSKI, R., Fuzzy Project Scheduling with Multiple Criteria. Proceedings of the Sixth Ieee International Conference on Fuzzy Systems, 1-3, 1277-1282, 1997.

HAPKE, M. & SLOWINSKI, R., Fuzzy Priority Heuristics for Project Scheduling. Fuzzy Sets and Systems, 83, 291-299, 1996.

HARTMANN, S., Project Scheduling under Limited Resources: Models, Methods, and Applications, Springer, Berlin, 1999.

HELD, M. & KARP, R. M., A Dynamic Programming Approach to Sequencing Problems. Journal of the Society for Industrial and Applied Mathematics, 10, 196-210, 1962.

HERROELEN, W. & LEUS, R., Project Scheduling under Uncertainty: Survey and Research Potentials. European Journal of Operational Research, 165, 289-306, 2005.

KE, H. & LIU, B. D., Fuzzy Project Scheduling Problem and Its Hybrid Intelligent Algorithm. Applied Mathematical Modelling, 34, 301-308, 2010.

KE, H. & LIU, B. D., Project Scheduling Problem with Mixed Uncertainty of Randomness and Fuzziness. European Journal of Operational Research, 183, 135-147, 2007.

KLEIN, R., Scheduling of Resource-Constrained Projects, Kluwer Academic Publishers, 42-95, 2000.

KLIR, G. J. & YUAN, B., Fuzzy Sets and Fuzzy Logic Theory and Applications, Upper Saddle River, New Jersey, Prentice Hall P T R 109-114, 144-149, 1995.

KOLISCH, R. & PADMAN, R., An Integrated Survey of Deterministic Project Scheduling. Omega-International Journal of Management Science, 29, 249-272, 2001.



KÖKÇAM, A. H. & ENGİN, O., Solving the Fuzzy Project Scheduling Problems with Metaheuristic Methods. *Sigma Journal of Engineering and Natural Sciences*, 28, 86-101, 2010.

LARSEN, H. L., *Fundamentals of Fuzzy Sets and Fuzzy Logic*. AAUE Computer Science Course in Fuzzy Logic Lecture 1, 2005.

LIU, S., YUNG, K. L. & IP, W. H., Genetic Local Search for Resource-Constrained Project Scheduling under Uncertainty. *Information and Management Sciences*, 18, 347-363, 2007a.

LIU, Y., ZHAO, S. L., ZHANG, X. P. & DU, G. Q., A Ga-Based Approach for Solving Fuzzy Project Scheduling. *Proceedings of 2007 International Conference on Machine Learning and Cybernetics*, 1-7, 3153-3156, 2007b.

LONG, L. D. & OHSATO, A., Fuzzy Critical Chain Method for Project Scheduling under Resource Constraints and Uncertainty. *International Journal of Project Management*, 26, 688-698, 2008.

MINZU, V. & BELDIMAN, L., Some Aspects Concerning the Implementation of a Parallel Hybrid Metaheuristic. *Engineering Applications of Artificial Intelligence*, 20, 993-999, 2007.

MINZU, V. & BELDIMAN, L., Parallel Hybrid Metaheuristic for the Single Machine Scheduling Problem. *Proceedings of the 2003 IEEE International Symposium on Assembly and Task Planning (ISATP 2003)*, 134-139, 2003.

O'BRIEN, J. J. & PLOTNICK, F. L., *Cpm in Construction Management*, McGraw-Hill, 3-13, 2006.

ÖZDEMİR, G., Kısıtlı Kaynaklarla Proje Çizelgelemesi Problemlerinde Kullanılan Genetik Algoritma Metodları Ve Bunların Karşılaştırılması. Yüksek Lisans Tezi, T. C. Ankara Üniversitesi, Sosyal Bilimler Enstitüsü İşletme Anabilim Dalı, 2006.

ÖZTÜRK, A., YILMAZ, M. K. & ENGİN, O., Parallel Kanguru Algoritması Ve Atölye Tipi Çizelgeleme Problemi Üzerinde Bir Uygulaması, Yöneylem Araştırması ve Endüstri Mühendisliği 28. Ulusal Kongresi, Galatasaray Üniversitesi, İstanbul 30 Haziran - 2 Temmuz, 2008.

PAKSOY, S., *Genetik Algoritma ile Proje Çizelgeleme*. Doktora Tezi, T.C. Çukurova Üniversitesi Sosyal Bilimler Enstitüsü İşletme Anabilim Dalı, 2007.

PAN, H. Q. & YEH, C. H., A Metaheuristic Approach to Fuzzy Project Scheduling. *Knowledge-Based Intelligent Information and Engineering Systems*, Pt 1, *Proceedings*, 2773, 1081-1087, 2003a.

PAN, H. Q. & YEH, C. H., Fuzzy Project Scheduling. *Proceedings of the 12th Ieee International Conference on Fuzzy Systems*, Vols 1 and 2, 755-760, 2003b.

PHILLIPS, J., *Pmp Project Management Professional Study Guide*, McGraw-Hill, 2004.

- PINEDO, M., *Scheduling Theory, Algorithms and Systems*, Springer, 1-21, 2008.
- POLLARD, J. M., Kangaroos, Monopoly and Discrete Logarithms. *Journal of Cryptology*, 13, 437-447, 2000.
- SEÇKİN, H., Path Based Priority Rule for Resource Constrained Project Scheduling Problems. Thesis for the Degree of Master of Science in Industrial Engineering Programme, T.C. Marmara University Institute for Graduate Studies in Pure and Applied Sciences, 2005.
- ŠEDA, M., Flexible Heuristics for Project Scheduling with Limited Resources. *Proceedings of World Academy of Science*, 24, 170-174, 2007.
- SERBENCU, A., MINZU, V. & SERBENCU, A., An Ant Colony System Based Metaheuristic for Solving Single Machine Scheduling Problem. *The Annals of "Dunarea de Jos" University of Galati Fascicle III*, 2007.
- SHARAFI, M., JOLAI, F., IRANMANESH, H. & HATEFI, S. M., A Model for Project Scheduling with Fuzzy Precedence Links. *Australian Journal of Basic and Applied Sciences*, 2, 1356-1361, 2008.
- SOLTANI, A. & HAJI, R., A Project Scheduling Method Based on Fuzzy Theory. *Journal of Industrial and Systems Engineering*, 1, 70-80, 2007.
- SOLTANI, R., JOLAI, F. & ZANDIEH, M., Two Robust Meta-Heuristics for Scheduling Multiple Job Classes on a Single Machine with Multiple Criteria. *Expert Systems with Applications*, 37, 5951-5959, 2010.
- TAHA, H. A., Çeviri: Baray, Ş. A., Esnaf, Ş., *Yöneylem Araştırması*, İstanbul, Literatür Yayıncılık, 539-541, 2005.
- TESKE, E., Square-Root Algorithms for the Discrete Logarithm Problem (a Survey). *Public-Key Cryptography and Computational Number Theory*, 283-301, 2001.
- TESKE, E., Computing Discrete Logarithms with the Parallelized Kangaroo Method. *Discrete Applied Mathematics*, 130, 61-82, 2003.
- TSAI, Y. W. & GEMMILL, D. D., Using Tabu Search to Schedule Activities of Stochastic Resource-Constrained Projects. *European Journal of Operational Research*, 111, 129-141, 1998.
- WANG, J. T., A Fuzzy Project Scheduling Approach to Minimize Schedule Risk for Product Development. *Fuzzy Sets and Systems*, 127, 99-116, 2002.
- WANG, X. & HUANG, W., Fuzzy Resource-Constrained Project Scheduling Problem for Software Development. *Wuhan University Journal of Natural Sciences*, 15, 25-30, 2010.
- WEAVER, P., A Brief History of Scheduling. [http://www.mosaicprojects.com.au/PDF\\_Papers/P042\\_History%20of%20Scheduling.pdf](http://www.mosaicprojects.com.au/PDF_Papers/P042_History%20of%20Scheduling.pdf), [20.04.2010 tarihinde erişilmiştir], 2007.

YILMAZ, M. K., KÖKÇAM, A. H., DUVARCI, V., FIĞLALI, A., AYÖZ, M. & ENGİN, O., Paralel Kanguru Algoritması Yardımıyla Beklemesiz Akış Tipi Çizelgeleme Problemlerinin Çözümü, Yöneylem Araştırması ve Endüstri Mühendisliği 29. Ulusal Kongresi, Bilkent Üniversitesi, Ankara 22-24 Haziran, 2009.

YILMAZ, M. K., Ü.TERZİ, A.FIĞLALI, O.ENGİN & M.YAVUZ, A Parallel Kangaroo Algorithm for Multi-Objective Flow-Shop Scheduling: A New Approach, 16th International Conference on Industry, Engineering and Management Systems, Cocoa Beach, Florida, USA March 8-10: AIEMS, 2010.

YOUSEFLI, A., GHAZANFARI, M., SHAHANAGHI, K. & HEYDARI, M., A New Heuristic Model for Fully Fuzzy Project Scheduling. Journal of Uncertain Systems, 2, 75-80, 2008.

ZADEH, L. A., Fuzzy Sets. Information and Control, 8, 338-353, 1965.

## **ÖZGEÇMİŞ**

Abdullah Hulusi K k am, 1987'de Elazıĝ'da doĝdu. İlk, orta ve lise eĝitimini Konya'da tamamladı. 2004 yılında bařladıĝı Sel uk  niversitesi End stri M hendisliĝi B l m nden 2008 yılında mezun oldu. Aynı yıl Sel uk  niversitesi End stri M hendisliĝi B l m nde y ksek lisansa bařladı. Y ksek lisansın tez d neminde Sakarya  niversitesi End stri M hendisliĝi B l m nde arařtırma g revlisi olarak g reve bařladı. Őu anda halen bu b l mde arařtırma g revlisi olarak g rev yapmaktadır.