



**BULANIK ORTAMDA ORTAK TESLİM TARİHLİ TEK MAKİNE
ÇİZELGELEME PROBLEMLERİ İÇİN BİR KARAR DESTEK SİSTEMİ**

Nurdan ÖZARIK GÖKSU

**YÜKSEK LİSANS TEZİ
ENDÜSTRİ MÜHENDİSLİĞİ ANABİLİM DALI**

**GAZİ ÜNİVERSİTESİ
FEN BİLİMLERİ ENSTİTÜSÜ**

TEMMUZ2015

Nurdan ÖZARIK GÖKSU tarafından hazırlanan “BULANIK ORTAMDA ORTAK TESLİM TARİHLİ TEK MAKİNE ÇİZELGELEME PROBLEMLERİ İÇİN BİR KARAR DESTEK SİSTEMİ” adlı tez çalışması aşağıdaki jüritarafından OY BİRLİĞİ ile Gazi Üniversitesi Endüstri Mühendisliği Anabilim Dalında YÜKSEK LİSANS TEZİ olarak kabul edilmiştir.

Danışman: Prof. Dr. Serpil EROL

Endüstri Mühendisliği Anabilim Dalı, Gazi Üniversitesi

Bu tezin, kapsam ve kalite olarak Yüksek Lisans Tezi olduğunu onaylıyorum.

.....

Başkan : Prof. Dr. Orhan TÜRKBİY

Endüstri Mühendisliği Anabilim Dalı, Gazi Üniversitesi

Bu tezin, kapsam ve kalite olarak Yüksek Lisans Tezi olduğunu onaylıyorum.

.....

Üye : Doç.Dr. Süleyman ERSÖZ

Endüstri Mühendisliği Anabilim Dalı, Kırıkkale Üniversitesi

Bu tezin, kapsam ve kalite olarak Yüksek Lisans Tezi olduğunu onaylıyorum.

.....

Tez Savunma Tarihi: 01/07/2015

Jüri tarafından kabul edilen bu tezin Yüksek Lisans Tezi olması için gerekli şartları yerine getirdiğini onaylıyorum.

.....

Prof. Dr. Şeref SAĞIROĞLU

Fen Bilimleri Enstitüsü Müdürü

ETİK BEYAN

Gazi Üniversitesi Fen Bilimleri Enstitüsü Tez Yazım Kurallarına uygun olarak hazırladığım bu tez çalışmada;

- Tez içinde sunduğum verileri, bilgileri ve dokümanları akademik ve etik kurallar çerçevesinde elde ettiğimi,
- Tüm bilgi, belge, değerlendirme ve sonuçları bilimsel etik ve ahlak kurallarına uygun olarak sunduğumu,
- Tez çalışmada yararlandığım eserlerin tümüne uygun atıfta bulunarak kaynak gösterdiğimi,
- Kullanılan verilerde herhangi bir değişiklik yapmadığımı,
- Bu tezde sunduğum çalışmanın özgün olduğunu,

bildirir, aksi bir durumda aleyhime doğabilecek tüm hak kayıplarını kabullendiğimi beyan ederim.

(İmza)

Nurdan ÖZARIK GÖKSU

(Tarih)

BULANIK ORTAMDA ORTAK TESLİM TARİHLİ TEK MAKİNE ÇİZELGELEME PROBLEMLERİ İÇİN BİR KARAR DESTEK SİSTEMİ

(Yüksek Lisans Tezi)

Nurdan ÖZARIK GÖKSU

GAZİ ÜNİVERSİTESİ
FEN BİLİMLERİ ENSTİTÜSÜ

Temmuz 2015

ÖZET

Üretim planlama sürecinin en önemli adımı olan çizelgeleme aşamasında genellikle işlerin işlem zamanları ve teslim tarihleri kesin olarak bilinir ve sabit kabul edilir. Gerçek hayat problemlerinde ise bu parametrelerin kesin çizgilerle belirtilen net ifadelerden öte kesinlik içermeyen bulanık ifadeler ile değerlendirilmesi daha tutarlı sonuçlar vermektedir. Bulanık mantık konusu son zamanlarda gerek üniversitelerde gerekse üretim gerçekleştiren firmalarda yakından takip edilen bir konu haline gelmiştir. Bu çalışmada üçgensel bulanık işlem zamanları ve teslim tarihleri kullanılarak ortak teslim tarihli, kısıtlı ve kısıtsız tek makine çizelgeleme problemleri üzerinde durulmuştur. Amaç fonksiyonları olarak ortak teslim tarihlerinden sapmaların yani toplam erken tamamlama ve geç tamamlama maliyetlerinin en küçüklenmesi hedeflenmiştir. NP-Zor yapıda olan bu tip problemleri çözmek için ilk olarak 1984 yılında Sundararaghavan ve Ahmed tarafından geliştirilen kısıtlı ve birbirine eşit olan erken/geç tamamlanma cezalarına sahip tek makine çizelgeleme algoritmasının bulanık ortamda çözülmesi üzerinde çalışılmıştır. Sonrasında farklı erken/geç tamamlanma cezalarının mevcut olduğu, “Elements of Sequencing and Scheduling (Kenneth R. BAKER, 1994)” isimli kitapta “Algorithm 2” olarak adlandırılan kısıtsız yöntemin bulanık ortamda çözülmesi üzerinde çalışılmıştır. Çalışmaları bir adım daha ileriye taşımak amacı ile bu iki algoritmanın harmanlanması ile hem kısıtlı hem de birbirinden farklı erken/geç tamamlanma cezalarının mevcut olduğu üçüncü bir algoritmanın bulanık ortamda çözülmesi üzerinde çalışılmıştır. Son olarak problem boyutu gözetmeksizin her boyuttaki probleme çözüm sunabilen bir karar destek sistemi önerilmiştir. Önerilen yöntemler ve oluşturulan karar destek sistemi sayısal örnekler ile sunulmuştur.

Bilim Kodu : 906.1.141

Anahtar Kelimeler : Bulanık mantık, bulanık çizelgeleme, tek makine çizelgeleme, ortak teslim tarihli çizelgeleme, üçgensel bulanık sayılar, bulanık işlem zamanı, erkenlik – geçlik problemleri.

Sayfa Adedi : 115

Danışman : Prof. Dr. Serpil EROL

A DECISION SUPPORT SYSTEM FOR COMMON DUE DATE SINGLE MACHINE
SCHEDULING PROBLEMS IN FUZZY ENVIRONMENT

(M. Sc. Thesis)

Nurdan ÖZARIK GÖKSU

GAZİ UNIVERSITY

GRADUATE SCHOOL OF NATURAL AND APPLIED SCIENCES

July 2015

ABSTRACT

Processing times of the jobs and due dates are usually known exactly and assumed to be constant in scheduling stage which is the most important step in the production planning process. In real-time problems, evaluating these parameters with fuzzy expressions without certainty gives more consistent results than evaluating them strictly clear statements. The subject of fuzzy logic has become a hot topic closely monitored in manufacturing companies as well as universities in recent times. This paper considers restricted and unrestricted common due date single machine scheduling problems with triangular fuzzy processing times and due dates. The objective function is minimizing the deviation from the common due date, in other words minimizing the total penalty of earliness and tardiness. In order to solve this NP-Hard problem, firstly the restricted model with equal earliness and tardiness costs that is developed by Sundararaghavan and Ahmed in 1984 is studied to be solved in fuzzy environment. After that, the unrestricted model with different earliness and tardiness costs named “Alorithm 2” in “Elements of Sequencing and Scheduling (Kenneth R. BAKER, 1994)” is studied to be solved in fuzzy environment. To take these researches one step forward, third algorithm which includes restricted model with different earliness/tardiness costs has been developed in fuzzy environment by collating previous two algorithms. Finally, a decision support system that can offer a solution regardless of the problem size is established. The proposed methods and the developed decision support system are tested on numerical examples.

Science Code : 906.1.141

Key Words : Fuzzy logic, fuzzy scheduling, single machine scheduling, common due date scheduling, triangular fuzzy numbers, fuzzy processing times, earliness-tardiness problems.

Page Number : 115

Supervisor : Prof. Dr. Serpil EROL

TEŞEKKÜR

Çalışmalarım boyunca değerli yardım ve katkıları ile beni yönlendiren Hocam Sayın Prof. Dr. Serpil EROL'a katkılarından dolayı teşekkürlerimi sunarım. Maddi ve manevi desteklerini hiçbir zaman esirgemeyen, bana daima güç veren annem Zuhal ÖZARIK'a, babam Ahmet Mete ÖZARIK'a, kardeşim Sami Serkan ÖZARIK'a ve eşim Emrah GÖKSU'ya, çalışmalarımın en yoğun ve yorucu dönemlerinde gösterdikleri sabır, anlayış ve özverilerden dolayı arkadaşlarıma sonsuz teşekkürlerimi sunarım. Son olarak çalışmalarında değerli katkılarını esirgemeyen Müdürüm Ozan HACİBEKİROĞLU'na teşekkürü bir borç bilirim.

İÇİNDEKİLER

	Sayfa
ÖZET	iv
ABSTRACT.....	v
TEŞEKKÜR.....	vi
İÇİNDEKİLER	vii
ÇİZELGELERİN LİSTESİ.....	x
ŞEKİLLERİN LİSTESİ.....	xi
SİMGELER VE KISALTMALAR.....	xiii
1. GİRİŞ	1
2. ÇİZELGELEME PROBLEMLERİ	7
2.1. Çizelgeleme Problemlerinin Sınıflandırılması	7
2.2. Tek Makine Çizelgeleme	11
2.3. Ortak Teslim Tarihli Yöntemler ve İlgili Literatür	12
3. ORTAK TESLİM TARİHLİ TEK MAKİNE ÇİZELGELEME PROBLEMLERİNİN ANALİZİ	23
3.1. Erken Tamamlanma ve Geç Tamamlanma Ceza Maliyetlerinin Birbirine Eşit ve “1” Olduğu Kısıtlı Yöntem	24
3.2. Farklı Erken Tamamlanma ve Geç Tamamlanma Ceza Maliyetlerine Sahip Kısıtsız Yöntem	28
3.3. İşlerden Bağımsız Erken ve Geç Tamamlanma Cezalarının Olduğu Kısıtlı Yöntem	33
4. BULANIK MANTIK	39
4.1. Bulanıklık Kavramı	39
4.2. Bulanık Kümeler	42
4.3. Bulanık Kümelerde Temel Tanımlar	48
4.4. Bulanık Küme İşlemleri	51

	Sayfa
4.5. Bulanık Kümeler İle İlgili Diğer Özellikler	55
4.6. Dilsel Niteleyiciler	56
4.7. Üçgen (Triangular) Üyelik Fonksiyonu	57
4.8. Bulanık Sayılar	59
4.9. Üçgensel Bulanık Sayılar	61
4.10. Bulanık Sıralama Metotları	62
5. BULANIK ORTAMDA TEK MAKİNE ÇİZELGELEME VE İLGİLİ LİTERATÜR	65
5.1. Erken Tamamlanma ve Geç Tamamlanma Ceza Maliyetlerinin Birbirine Eşit ve “1” Olduğu Kısıtlı Yöntemin Bulanıklaştırılması	70
5.2. Farklı Erken Tamamlanma ve Geç Tamamlanma Ceza Maliyetlerine Sahip Kısıtsız Yöntemin Bulanıklaştırılması	75
5.3. İşlerden Bağımsız Erken ve Geç Tamamlanma Cezalarının Olduğu Kısıtlı Yöntemin Bulanıklaştırılması	79
6. BULANIK ORTAMDA ORTAK TESLİM TARİHLİ TEK MAKİNE ÇİZELGELEME PROBLEMLERİ İÇİN BİR KARAR DESTEK SİSTEMİ	85
6.1. Karar Destek Sistemi Akış Şeması ve Adımları	85
6.2. Arayüz Hakkında Kısa Bilgi	88
6.3. Karar Destek Sistemi Ara yüzü	89
6.4. Ara yüzde Kullanılan Hata Mesajları ve İpucu Metinleri	94
6.5. Karar Destek Sistemi İle Uygulamalı Örnek Çözümleri	96
6.5.1. Erken tamamlanma ve geç tamamlanma ceza maliyetlerinin birbirine eşit ve “1” olduğu kısıtlı yöntem	96
6.5.2. Farklı erken tamamlanma ve geç tamamlanma ceza maliyetlerine sahip kısıtsız yöntemin bulanıklaştırılması	97
6.5.3. İşlerden bağımsız erken ve geç tamamlanma cezalarının olduğu kısıtlı yöntemin bulanıklaştırılması	98

Sayfa

6.6. Karar Destek Sisteminin Performansı	99
7. SONUÇ, ÇALIŞMANIN KATKILARI VE ÖNERİLER	103
KAYNAKLAR	107
ÖZGEÇMİŞ	115

ÇİZELGELERİN LİSTESİ

Çizelge	Sayfa
Çizelge 2.1. Tek makine ortak teslim tarihli çizelgeleme problemleri için literatür	14
Çizelge 3.1. Kısıtlı ve kısıtsız yapılardaki ortak teslim tarihli çizelgeleme problemlerinin kompleksiteleri	23
Çizelge 3.2. Sundararaghavan ve Ahmed sezgiseli örneği	27
Çizelge 3.3. Algoritma 2 sezgiseli örneği	31
Çizelge 3.4. Algoritma 3 için sezgisel örnek	34
Çizelge 5.1. Bulanık mantık kullanan çizelgeleme problemleri için literatür	66
Çizelge 5.2. Sundararaghavan ve Ahmed sezgiselinin bulanıklaştırılması örneği	73
Çizelge 5.3. Algoritma 2 sezgiselinin bulanıklaştırılması örneği	78
Çizelge 5.4. Algoritma 3 sezgiselinin bulanıklaştırılması örneği	82
Çizelge 6.1. Sundararaghavan ve Ahmed sezgiselinin bulanıklaştırılmış hali için KDS performans tablosu	100
Çizelge 6.2. Farklı ceza maliyetlerine sahip kısıtsız ve bulanık yöntem için KDS performans tablosu	100
Çizelge 6.3. İşlerden bağımsız ceza maliyetlerinin olduğu kısıtlı ve bulanık yöntem için KDS performans tablosu	101

ŞEKİLLERİN LİSTESİ

Şekil	Sayfa
Şekil 2.1. Çizelgeleme problemlerinin sınıflandırılması	8
Şekil 2.2. V şekilli çizelge yapısı	19
Şekil 3.1. Sezgisel prosedürde yer alan kümelerin gösterimi	24
Şekil 3.2. Sundararaghavan ve Ahmed tarafından geliştirilen sezgiselin akış şeması ...	25
Şekil 3.3. İşlere bağımlı ve birbirinden farklı erken ve geç tamamlanma ceza maliyetlerine sahip kısıtsız sezgiselin akış şeması	30
Şekil 3.4. İşlerden bağımsız ve birbirinden farklı erken ve geç tamamlanma ceza maliyetlerine sahip kısıtlı sezgiselin akış şeması	34
Şekil 4.1. Klasik ve bulanık mantığın şekilsel ifadesi	42
Şekil 4.2. Şişman öğrenciler örneği için $\mu(x)$ üyelik fonksiyonu grafiği	47
Şekil 4.3. Yaygın olarak kullanılan üyelik fonksiyonları	47
Şekil 4.4. Bulanık A ve B kümelerinin tümleyen kümeleri ($\bar{A}$, $\bar{B}$)	49
Şekil 4.5. İki bulanık kümenin kesişim kümesi	52
Şekil 4.6. İki bulanık kümenin birleşim kümesi	53
Şekil 4.7. $A \setminus B$ ve $B \setminus A$ işlemlerinin grafiksel gösterimi	54
Şekil 4.8. Bulanık kümelerde alt küme bulma işlemi	55
Şekil 4.9. Üyelik fonksiyonun kısımları	58
Şekil 4.10. Üçgen üyelik fonksiyonunun gösterimi	59
Şekil 4.11. Örnek x değeri için üçgen üyelik fonksiyonunun görünümü	59
Şekil 4.12. Sonlu olmayan A bulanık kümesi	60
Şekil 4.13. Kesikli M bulanık sayısı	61
Şekil 4.14. Sürekli M bulanık sayısı	61
Şekil 4.15. $N=(1.2, 2, 2.4)$ üçgensel bulanık sayısının grafiği	61
Şekil 5.1. Erken ve geç tamamlanma ceza maliyetlerinin birbirine eşit ve “1” olduğu kısıtlı yöntemin bulanıklaştırılmasına ait akış şeması	71

Şekil	Sayfa
Şekil 5.2. Farklı ceza maliyetlerine sahip kısıtsız yöntemin bulanıklaştırılmasına ait akış şeması	76
Şekil 5.3. İşlerden bağımsız erken ve geç tamamlanma cezalarının olduğu kısıtlı yöntemin bulanıklaştırılmasına ait akış şeması	80
Şekil 6.1. Karar destek sistemine ait akış şeması	85
Şekil 6.2. Karar destek sistemi ara yüzü	89
Şekil 6.3. Karar destek sistemi ara yüzü sağ tık menüsü opsiyonları	90
Şekil 6.4. Not defterine kayıt formatı	91
Şekil 6.5. “Excele Aktar” sağ tık menü opsiyonun çıktı formatı	92
Şekil 6.6. Örnek üretici menü yolu	92
Şekil 6.7. Örnek üretici ekran görüntüsü	93
Şekil 6.8. Örnek üretici bilgi mesajları	94
Şekil 6.9. Hata mesajı örneği	95
Şekil 6.10. Ceza maliyetlerinin girilmemesi durumunda karşılaşılan hata mesajı	96
Şekil 6.11. Erken tamamlanma ve geç tamamlanma ceza maliyetlerinin birbirine eşit ve “1” olduğu kısıtlı problemin çözümünün ekran görüntüsü	97
Şekil 6.12. Farklı erken/geç tamamlanma ceza maliyetlerine sahip kısıtsız problemin çözümünün ekran görüntüsü	98
Şekil 6.13. İşlerden bağımsız erken ve geç tamamlanma cezalarının olduğu kısıtlı problemin çözümünün ekran görüntüsü	99
Şekil 6.14. Bulanıklaştırılmış Sundararaghavan ve Ahmed sezgiselinin 1 000 000 iş için çözümünün KDS ekran görüntüsü	101
Şekil 6.15. Farklı ceza maliyetlerine sahip kısıtsız ve bulanık yöntemin 1 000 000 iş için çözümünün KDS ekran görüntüsü	102
Şekil 6.16. İşlerden bağımsız ceza maliyetlerinin olduğu kısıtlı ve bulanık yöntemin 1 000 000 iş için çözümünün KDS ekran görüntüsü	102

SİMGELER VE KISALTMALAR

Bu çalışmada kullanılmış simgeler ve kısaltmalar, açıklamaları ile birlikte aşağıda sunulmuştur.

Simgeler

Açıklamalar

a	Geç işler kümesinin eleman sayısı; $a = A $
A / R	Geç işler kümesi; $A = \{1 \leq i \leq n \mid C_i > d\}$
(a, b, c)	Üçgensel bulanık süreler
B / L	Erken işler kümesi; $B = \{1 \leq i \leq n \mid C_i \leq d\}$
b	Erken işler kümesinin eleman sayısı; $b = B $
C_i	i işinin tamamlanma zamanı
d	Tüm işler için ortak teslim tarihi
E_i	i işinin erken tamamlanma süresi; $E_i = \max(0, d - C_i)$
f(S)	Toplam ceza maliyeti (Amaç fonksiyonu)
h_i	Üçgensel bulanık sayılar için ortalama yükseklik
m	Makine sayısı
n	İş sayısı
P_i	i işine ait işleme zamanı
P_i	i işine ait işleme zamanı
T_i	i işinin geç tamamlanma süresi; $T_i = \max(0, C_i - d)$
α_i	i işi için birim erken tamamlanma ceza maliyeti
β_i	i işi için birim geç tamamlanma ceza maliyeti

Kısaltmalar

Açıklamalar

E/T	Erkenlik / Geçlik
JIT	Just in time

1. GİRİŞ

Çizelgeleme üretim ve hizmet endüstrilerinde çok önemli bir karar verme süreci olup matematiksel teknikler ve/veya sezgisel yöntemler kullanılarak işletmelere ait kısıtlı kaynakların üretim ve hizmet için gereken görevlere atanmasını sağlar. Kaynakların iyi atanması işletme açısından önemli performans ölçütlerinin ve amaçlarının en iyilenmesini sağlar. Burada oluşabilecek en önemli problem kıt kaynaklardaki kısıtlar ve bu kaynakların etkin bir şekilde kullanılamamasıdır. Kıt kaynaklara örnek olarak üretim atölyeleri için tezgahlar, havaalanları için pistler, inşaat alanları için işçiler veya bilgisayarlar için işlem üniteleri olarak gösterilebilir. İlgili kıt kaynakların atanması gereken görevler ise; üretim atölyelerindeki operasyonlar, havaalanlarındaki uçakların iniş ve kalkışları, inşaatlardaki proje safhaları ve bilgisayarlar üzerinde çalışan programlar olarak gösterilebilir. Bunlara ek olarak her görev için görev bazında öncelik ilişkileri, işleme başlanabilmesi için gerekli hazırlık zamanı, görevin tamamlanması gereken bitiş zamanı veya teslim tarihi mevcut olabilir. Tüm bu kısıtlar için farklı performans kriterleri de olabilir [64]. Bu bağlamda bir çizelgeleme problemi, ana üretim programından elde edilecek verilerden hareketle oluşturulacak detaylı planda yapılacak işlerin sırası ve ilgili işlerin hangi kaynaklarda yapılacağıının belirlenmesidir.

Çizelgeleme teorisi ile ilgili literatürün büyük bölümünü toplam akış zamanı, geciken iş sayısı ve toplam gecikme gibi performans ölçütleri ile ilgili çalışmalar oluşturmaktadır. Bu performans kriterlerinden toplam gecikme ölçütü erken tamamlanan işleri ve erken tamamlanma cezalarını göz ardı ederek sadece geç tamamlanan işler ile ilgilenir. Ancak bu yaklaşım, erken tamamlamanın da geç tamamlanma kadar önemli kabul edildiği Tam Zamanında Üretim (Just in Time Production) felsefesine artan ilgi ile beraber değişmeye başlamıştır. Teslim tarihinden erken biten işlerde depolama maliyeti, ürünün bozulmasından kaynaklanan maliyet ve benzeri diğer maliyetler çıkmakta olup, geç tamamlanan işlerde ise müşteri tatminsizliği, sözleşme cezaları, satış ve itibar kayıpları ve bunların getirdiği cezalar söz konusu olmaktadır. Dolayısı ile ideal bir çizelgede tüm işler teslim tarihinde tamamlanmalıdır [59].

Literatürde yer alan çalışmalar incelendiğinde çalışmaların çoğunlukla geç kalma maliyetlerini ele alırken erken tamamlanmanın maliyetinin göz ardı edildiği

gözlemlenmiştir. Oysaki gerçek yaşam problemlerinde işlerin erken tamamlanması da işletmeler için bir maliyet unsuru oluşturabilmektedir (stoklama maliyeti gibi). Bu nedenle bu çalışmada hem erken tamamlanma hem de geç tamamlanma maliyetleri birlikte ele alınmıştır.

Kökçam ve Engin (2010) çizelgeleme problemlerinde geleneksel çözüm yöntemlerinin gerçeklik açısından uygulanabilir olmadıkları görüşündelerdir. Literatürde yer alan çalışmalar incelendiğinde deterministik çözüm yöntemlerinin belirsizlikler içeren problemlere gerçekçi çözümler sunmakta yetersiz tespit edilmiştir. Bu nedenle çalışmada, hem gerçek yaşam problemlerinde uygulanabilir, daha gerçekçi sonuçlar elde etmek adına hem de çözümlere esneklik kazandırmak adına bulanık mantık yaklaşımında faydalanılmıştır. Geçmişte yapılan çalışmaların çoğunda her işin işlem süresi sabit bir değer olarak dikkate alınmıştır. Gerçekteki çoğu uygulamada işlem süreleri sabit değer olmayıp, değişebilmektedir. Örneğin çelik üretim zamanı makineye veya operatöre bağlı olabilir, uçağın kalkış ve iniş süreleri çeşitli nedenlerle zaman zaman değişebilmektedir. Eğer her bir işlem için gerekli işlem süresi belirli değilse o zaman bir çizelgeleme şemasının tamamlanma zamanı da belirsiz olacaktır. Bir sistem yöneticisi için çizelgelemenin genel bir görünümünü elde etmek amacıyla tüm öngörülebilir durumlar için çizelgeleme sonuçları rapor ve analiz edilebilir durumda olmalıdır.

Çizelgelemede esnek kısıtlandırmaları kullanma (üretim mühendisliğinde ve proje yönetiminde), çizelgeleme problemlerinin klasik biçimsel ifade sınırlandırmaları ile başa çıkmanın bir yoludur. Optimum çizelgeyi elde etme sıklıkla gerçeği hesaba katmaz, pratikte optimal sonuç vermeyen bir çizelge diğerinden daha iyi olabilir çünkü amaç fonksiyonuna dahil edilmemiş yerel bir gereksinimi daha iyi karşılayabilir [28].

Bulanık mantık kavramı yeni değildir. 1920'li yıllarda Polonyalı mantıkçı Jan Lukasiewicz, önermelerin sadece bir veya sıfır doğruluk değeri alabildiği klasik mantıktan farklı olarak önermelerin bir ve sıfır arasında da kesirli doğruluk değeri alabildiği "çok değerli" mantık ilkelerini oluşturmuştur. 1937'de ise kuantum felsefecisi Max Black yayımlanan bir makalesinde liste ya da nesnelerden oluşan kümelere "çok değerli mantığı" uygulayarak ilk bulanık küme eğrilerini çizmiştir. Daha sonra 1965'de Lotfi A. Zadeh bu alana adını veren "Bulanık Kümeler" adlı çığır açıcı yazısını yayınlamıştır. Zadeh bu makalede, bir kümenin tüm elemanlarına Lukasiewicz'in mantığını uygulayarak bulanık kümeler için eksiksiz bir

cebir geliřtirdi geometrik aıklamalarını yapmıřtır [72]. Zadeh yapmıř olduėu alıřmasında problem özzerken insan dūřünūř tarzını esas almıřtır: “Būyūk, uzun, sıcak, yařlı, gen, hızlı...” gibi nispi kavramların derecelendirilmesinde Zadeh’ in geliřtirdiėi “Bulanık Kūme Teorisi” ve matematik formūlasyonu, klasik mantıėın aksine ok daha geniř bir ufuk amıřtır.

Bulanık mantık ilk olarak Ebrahim H. Mamdani'nin bir buhar makinesi iin bulanık mantıkla alıřan bir kontrol sistemi gerekleřtirdiėi 1970'li yılların ortasında kullanım alanı bulmuřtur ve bu tarihten itibaren "bulanık mantık" terimi bulanık kūmeler yardımıyla akıl yūrūten herhangi bir matematik ya da bilgisayar sistemini ifade etmektedir [72]. Ebrahim H. Mamdani'nin alıřmasından itibaren bulanık mantık ile ilgili gūnūmūze kadar olduka fazla alıřma yūrūtūlmūřtur.

Polonyalı mantıėı Jan Lukasiewicz’ in 1920’lerde ortaya koyduėu “ok deėerli mantık” fikrini, bir kūmenin tūm elemanlarını kapsayacak řekilde geniřleten Zadeh’ in bu yeni yaklařımı, İngiltere’de Queen Mary College’ da İbrahim Mamdani tarafından bir buhar makinesi iin denetleyici tasarlanarak pratiėe geirilmıřtır. Mamdani, bulanık kūmeleri pratik denetim sistemlerinde kullanan ilk kiři olmuřtur [67].

1980 yılında bir Hollanda řirketi imento fırınlarının denetiminde bulanık mantık denetimi uygulamıřtır. 3 yıl sonra Fuji elektrik řirketi su arıtma alanları iin kimyasal pūskūrtme aleti ūzerin alıřmalar yapmıřtır. 1987’de ikinci IFSA kongresinde ilk bulanık mantık denetleyicileri sergilenmiřtir. Bu denetimler 1984 yılında arařtırmalara bařlayan Omron řirketinin 700'den fazla yaptıėı uygulamaları iermektedir. 1987 yılında ise Hitachi takımının tasarladıėı Japon Sendai metrosu denetleyicisi alıřmaya bařlamıřtır. Bu bulanık mantık denetim metroda daha rahat bir seyahat, dūzgūn bir yavařlama ve hızlanma saėlamıřtır. 1989 yılında Omron řirketi Japonya'nın Harumi řehrinde bulunan alıřma merkezinde yapmıř olduėu bulanık sonu-board ’la yapılan depolama, tekrar etme ve bulanık sonularını elde etmek iin kullanılan bilgisayara dayalı olan alıřmaları tanıtımıřtır [37].

Gūnūmūzde, bulanık sistemler, endūstriyel proses denetim sistemleri gibi uygulamaların yanı sıra; yūnetim bilimi ve karar vermede, iklimlendirmede, tıp endūstrisinde, otomobil denetim sistemleri gibi mekanik kontrol sistemlerinde, akıllı sistem tasarımlarında, doku

tanımlamada, medikal hesaplama uygulamalarında, robotik ve hareket kontrollerinde, inşaat, kimya ve endüstri mühendisliği uygulamalarında kullanılmaktadır [13]. Bulanık denetimin gelişimi ilk olarak Avrupa’da görülmüş ise de bu konuda kullanım alanının merkezi Japonya ve Uzak Asya ülkeleri olmuştur. Bu uygulamalardan en etkileyicisi Japonya’da Sendai şehri metro sistemidir. 1987’den beri, bulanık denetim sistemi trenlerin rotalarında hızla yol almasını, yumuşak bir şekilde hızlanmalarını ve frenlemelerini, istasyonlara girişlerini, hassas bir şekilde durmalarını saniye kaybetmeden ve yolcuları sarsmadan gerçekleştirmektedir. İsimlerinden kökenleri anlaşılan, Matsushita, Nissan, Mitsubishi, Sony gibi firmalar, bulanık yöntemler kullanarak piyasaya sürdükleri ürünleriyle bulundukları pazarda hızla yükselerek birer dev haline gelmişlerdir. Yıkacak çamaşırı değerlendirip gerekli olan deterjanı, su sıcaklığını ve yıkama şeklini ayarlayan çamaşır makineleri; kendini tutan elin titremesini çekilen nesnenin hareketinden ayıran ve mercekleri otomatik olarak ayarlayıp net görüntü üreten video kameralar; kontrastı, parlaklığı, rengi ve netliği otomatik olarak ayarlayan TV’ler piyasaya hakim olmuşlardır. Günlük hayatta elimizin ulaştığı her noktada karşımıza çıkan bu bulanık mantık uygulamaları ona olan ticari ve akademik ilgiyi daha da artırmaktadır [67].

Yukarıda da belirtildiği gibi çalışmada, hem erken tamamlanma hem de geç tamamlanma ceza maliyetlerinin dahil olduğu yöntemler ve gerçek yaşam problemlerine daha gerçekçi ve uygulanabilir çözüm önerileri sunmak adına geleneksel deterministik çözüm yöntemleri yerine bulanık ortamlarda, belirsizliklerle baş edebilen çözüm önerileri sunularak literatüre katkıda bulunulması amaçlanmıştır. Bunlara ek olarak literatürdeki çalışmalar incelendiğinde, önerilen çalışmaların genellikle ya sadece teslim tarihi tarafından kısıtlandırılmış problemler için çözüm sunduğu ya da teslim tarihinin problemi kısıtlandırmayacak kadar büyük olduğu problemlerin ele alındığı gözlemlenmiştir. Gerçek yaşam problemlerinde problem yapısı çizelgelenecek olan iş sayısına veya istenilen teslim tarihinin dar ya da geniş olmasına göre kısıtlı ve kısıtsız yapılarda değişkenlik gösterebilmektedir. Her iki durumda da çözüm önerisi sunabilmek adına bu çalışmada hem kısıtlı yapılardaki hem de kısıtsız yapılardaki ortak teslim tarihli tek makine çizelgeleme problemlerine yer verilmiştir. Son olarak, çizelgelenecek iş sayısı arttıkça problemlerin çözümleri de zorlaşacağından, kullanıcılara kısa sürede sonuç elde etme imkanı sağlamak amacı ile bir karar destek sistemi geliştirilmiştir.

Çalışmanın ikinci bölümünde çizelgeleme problemleri ile ilgili temel açıklamalara yer verilmiştir. Çalışma boyunca kullanılan notasyonlar tanıtılmıştır. Çizelgeleme problemlerinin sınıflandırılması ve kullanılan performans ölçütleri açıklandıktan sonra çalışmanın temelini oluşturan tek makine çizelgeleme problemlerine ve ortak teslim tarihli yöntemlere değinilmiştir. Bölümün sonunda ortak teslim tarihli çizelgeleme problemlerine ait literatür taramasına yer verilmiştir.

Çalışmanın üçüncü bölümünde, ilerleyen bölümlerde bulanık mantık yaklaşımları uygulanacak olan kısıtlı ve kısıtsız yapılarıdaki ortak teslim tarihli tek makine çizelgeleme yöntemleri tanıtılmış, sezgisel yöntemlerin akış şemaları ve yöntem adımları sunulmuştur. Her bir yöntemin çözüm aşamaları sayısal birer örnek çözümü ile açıklanmıştır.

Dördüncü bölümde, bulanık mantık ile ilgili temel kavramlara yer verilmiştir. Önerilen çalışmada kullanılan üçgensel bulanık sayılar ve bulanık sayılar ile yapılabilecek işlemler açıklanmıştır. Bölümün sonunda bulanık mantığın avantajları ve dezavantajları ile literatürde bulanık mantığa yöneltilen eleştirilere yer verilmiştir.

Beşinci bölümde bulanık ortamlarda erkenlik – geçlik problemleri için literatür taraması sunulmuştur. Çalışmada önerilen bulanık ortamlarda ortak bir teslim tarihine sahip olan tek makine çizelgeleme yöntemlerine bu bölümde yer verilmiştir. Üçüncü bölümde açıklanan yöntemlerin bulanıklaştırma adımları ve yöntemlerin çözüm aşamaları sunulmuştur. Yine her bir yöntem sayısal birer örnek ile desteklenmiştir. Ele alınan ilk yöntemde Sundararaghavan ve Ahmed tarafından geliştirilen kısıtlı ve birbirine eşit olan erken/geç tamamlanma cezalarına sahip tek makine çizelgeleme algoritması bulanıklaştırılmıştır. İşleme zamanları ve ortak teslim tarihi üçgensel bulanık sayılar ile ifade edilmiştir. Gerçek yaşam problemlerinde erken/geç tamamlanma maliyetleri her zaman birbirine eşit olmayabilir. Ele alınan ilk yöntem ise farklı erken/geç tamamlanma maliyetlerini desteklememektedir. Bu nedenle “Elements of Sequencing and Scheduling (Kenneth R. BAKER, 1994)” isimli kitapta “Algorithm 2” olarak adlandırılan, farklı erken/geç tamamlanma maliyetlerinin olabileceği durumları destekleyen yöntem aynı şekilde üçgensel bulanık sayılar kullanılarak bulanıklaştırılmıştır. Elde edilen bu ikinci yöntem, ortak teslim tarihinin yeterince geniş olduğu kısıtsız problemler için kullanılabilir.

Çalışmada önerilen ilk algortimada, erken/geç tamamlanma cezalarının birbirine eşit olması durumu pratik uygulamalarda sık rastlanan bir durum değildir. Benzer şekilde ikinci algoritmada iş sayısı arttıkça problemin teslim tarihi tarafından kısıtlanmaması da pratik uygulamalarda gerçekçi sonuçlar vermeyebilir. Bu nedenle gerçeğe daha yakın sonuçlar elde edebilmek adına her iki algoritmanın pratikte uygulanabilir özellikleri ele alınarak hem kısıtlı hem de erken/geç tamamlanma cezalarının farklı olduğu üçüncü bir algoritma bulanık ortamda üçgensel bulanık sayılar ile ele alınmıştır.

Çalışmaya konu olan yöntemlerin çözümü için problem boyutu gözetmeksizin her boyuttaki probleme çözüm sunabilen bir karar destek sistemi geliştirilmiş ve altıncı bölümde tanıtılmıştır. Beşinci bölümde çözümü sunulan sayısal örnekler, bu bölümde karar destek sistemi ile çözdürölüp, ekran görüntülerine yer verilmiştir.

Son olarak yedinci bölümde çalışmanın sonuçlarına, literatüre olan katkılarına ve ilerleyen çalışmalar için önerilere yer verilmiştir.

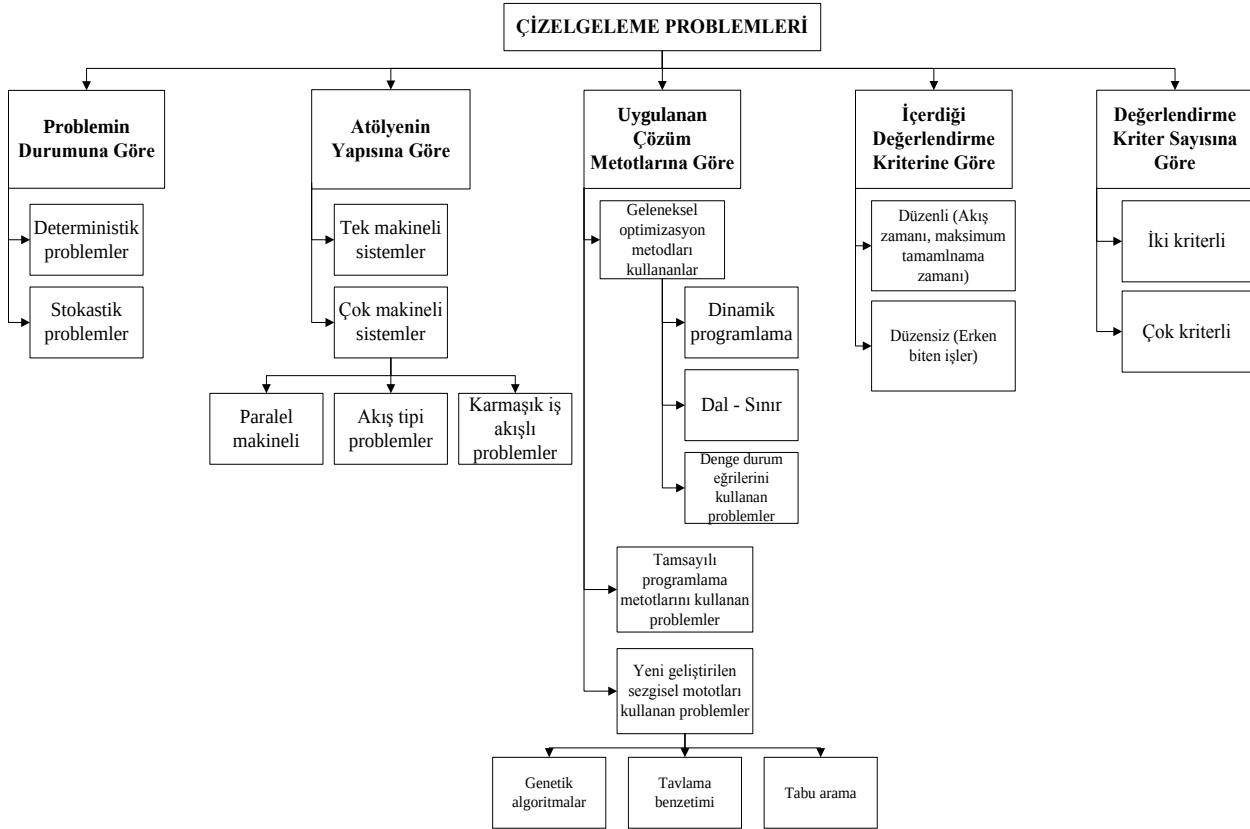
2. ÇİZELGELEME PROBLEMLERİ

2.1. Çizelgeleme Problemlerinin Sınıflandırılması

Tam zamanında üretim (JIT – Just in Time) felsefesinin yaygınlaşması ile müşteriler daha yüksek standartlara alışmaya başlamışlardır. Bu nedenle malları erken ya da geç almak istememektedirler. Tam zamanında dağıtım stratejisi üretici için bazı zorluklar yaratmaktadır. Bir tam zamanında çizelgeleme yapısında, erken biten işler teslim tarihleri gelene kadar üreticinin elinde kalır. Bu durumda üretici, ürünün bozulmasından kaynaklanan maliyetler ile depolama veya sigorta gibi maliyetler ile karşılaşır. Diğer yandan, teslim tarihlerinden sonra tamamlanan işler müşteri tatminsizliği, satış kayıpları, sözleşme cezaları veya itibar kayıplarına neden olur [60].

Çizelgeleme gerek üretim gerekse hizmet sektörlerinde oldukça büyük öneme sahiptir. Çizelgeleme en yalın hali ile kıt kaynakların mevcut görevlere atanmasını ele alan ve bu sırada bir ya da daha fazla amacı en iyi şekilde gerçekleştirmeyi hedefleyen bir karar verme mekanizmasıdır.

Çizelgeleme teorisi gerçekte çok sayıda problem türüyle tanımlanmıştır. Üretim çizelgeleme problemleri aşağıdaki gibi sınıflandırılabilir [78]:



Şekil 2.1. Çizelgeleme problemlerinin sınıflandırılması

Üretim çizelgeleme problemleri parametrelerin belirginlik düzeylerine göre deterministik ve stokastik olarak iki sınıfta incelenebilir. Deterministik problemlerde işlem süreleri önceden biliniyor ve sabittir. Stokastik problemlerde ise işlem süreleri belli olasılık dağılımlarına göre değer alan rassal değişkenlerdir [73].

İşlerin tek bir operasyon gerektirdiği çizelgeleme problemi en basit sıralama problemi olup tek makineli sistem olarak tanımlanır. Tüm işleri bitirmek için gerekli toplam zaman tüm sıralamalar için aynı olacağından ortalama akış ve ortalama bekleme sürelerinin en küçüklenmesi amaçlanır. İşlerin farklı önem derecesine sahip olduğu durumlarda ise ağırlıklı ortalama akış süresi minimize edilmeye çalışılır. Aynı operasyonu gerçekleştiren birden fazla makinenin yer aldığı sistemler de paralel makineli sistemler olarak tanımlanır [73]. Aynı işi yapabilen paralel makinelerde işlerin geçirdiği süreler birbirinden farklılık gösterdiği durumlar da özdeş olmayan paralel makineli sistemler olarak adlandırılmaktadır. İşlerin birden fazla işlem gerektirdiği durumlarda ise çok makineli sistemler söz konusudur.

Atölye tipine göre yapılan sınıflandırmalarda ise aynı rotaya sahip n tane işin, seri olan m makinenin her birinde işlem gerektirdiği atölye tipi, akış atölyesi olarak adlandırılmaktadır. m makineli bir iş atölyesinde her işin önceden belirlenmiş olan rotasını izlediği atölye tipine ise iş atölyesi denilmektedir. Akış tipi atölyelerle karşılaştırıldıklarında daha az kuyruk bulunmaktadır. Son olarak birbirinden bağımsız n tane işin, işlerin rotalarının bilinmesine ilişkin bir kısıtlama olmaksızın m tane makinenin birinde ya da birkaçında işlenmesini gerektiren atölye tipi de açık atölye olarak adlandırılmaktadır.

Çizelgeleme problemleri işlerin teslim tarihlerine göre de sınıflandırılmaktadır. Teslim tarihi çizelgeleme problemlerinde önemli bir rol oynamaktadır. Teslim tarihi müşteriler tarafından belirlenebileceği gibi üreticiler tarafından da belirlenebilir. Tüm işlerin aynı teslim tarihine sahip olması durumunda ortak teslim tarihli problemler, aksi durumda ise farklı teslim tarihli problemler ortaya çıkar [60]. Bu çalışmada ortak teslim tarihli tek makine çizelgeleme problemleri ele alınacağından diğer problem tiplerinin detaylarına girilmeyecektir.

Performans ölçütleri: Çizelgeleme problemlerinde, her çizelgenin dikkate alınan karakteristikleri performans ölçütleri olarak ele alınır [60]. Literatürde yer alan kaynaklarda farklılık göstermekle beraber, performans ölçütleri genel olarak beş ana grup altında incelenebilir. Bunlar:

- 1) Çıktı oranı / Makespan Amacı: Tamamlanma zamanı (makespan), bir iş grubu işleme alındığında, ilgili iş grubundaki son işin tamamlandığı zamandır. Makespan'ın en küçüklenmesi tercih edilir. Makespan en küçüklendiğinde, işlerin daha erken tamamlanması, kaynak kullanımının en büyüklenmesive üretim çıktı oranlarının en büyüklenmesi gibi amaçlar sağlanmış olur. Bu amaçların sağlanabilmesi için çizelgede darboğaz yaratan durumlar söz konusu ise, darboğaz yaratan işlemlerin sürekli işler hale getirilmesi ve çizelgedeki atıl zamanların yok edilmesi gerekmektedir. Tek makine çizelgeleme problemlerinde, makine hazırlık sürelerinin sıradan bağımsız olduğu durumlarda makespan sabittir, sıra bağımlı hazırlık süreleri mevcutsa makespan sıraya bağlıdır.
- 2) Teslim tarihi ile ilgili amaçlar:
 - a. Maksimum gecikmenin (T_{max}) enküçüklenmesi,

- b. Geciken iş sayısının (n_T) enküçüklenmesi,
 - c. Toplam gecikme ($\sum T$) ve/veya ortalama gecikmenin ($\bar{T}$) enküçüklenmesi,
 - d. Maksimum erken tamamlanmanın ($E_{\max}$) ve/veya ortalama erken tamamlanmanın ($\bar{E}$) enküçüklenmesi.
- 3) Hazırlık maliyetleri ile ilgili ölçütler: Makespan ve çıktı miktarlarının ön planda olduğu problemlerde önem arz etmektedir.
- 4) Yarı işlenmiş ürün envanter maliyeti ile ilgili ölçütler: Ara stok maliyetleri ile ilgilenildiğinde ortalama bekleyen iş sayısı veya ortalama tamamlanmamış iş sayısı başarı ölçütü olarak kullanılır. Bu başarı ölçütlerinin minimize edilmesi ile ara stok maliyetleri de azaltılır [72].
- 5) Bitmiş ürün envanter maliyetleri ile ilgili ölçütler: Erken biten işler teslim tarihleri gelene kadar üreticinin elinde kalır. Bu durumda üretici, ürünün bozulmasından kaynaklanan maliyetler ile depolama veya sigorta gibi maliyetler ile karşılaşır. Bu nedenle ortalama erken tamamlanma ve maksimum erken tamamlanmanın enküçüklenmesi amaçlanır.

Bu performans ölçütleri birbirinden tamamen bağımsız değildir. Genellikle birbiri ile içsel ilişkilidir. Örneğin ortalama tamamlanma süresini minimum kılmak, sistemdeki ortalama iş sayısını azaltmaya ve kullanımı yükselmeye neden olur.

Çizelgeleme teorisi ile ilgili literatürde yer alan çalışmaların çoğu toplam akış süresi, geciken iş sayısı ve toplam gecikme gibi sıradan ölçümlerle ilgilidir. Toplam gecikme kriteri, işleri erken tamamlamanın sonuçlarını göz ardı etmesine ve sadece geç tamamlanan işleri cezalandırmasına rağmen, özellikle teslim tarihinin uygunluğunun ölçümünde standart bir yoldur. Ancak bu vurgu, geçlik kadar erkenlik kavramının da dikkate alınması gerektiğini savunan Tam Zamanında Üretim (JIT)' e olan ilginin büyümesiyle değişmeye başlamıştır. Bir JIT çizelgeleme ortamında, teslim tarihinden sonra tamamlanan bir iş müşteri kaybına sebep olabilirken, erken tamamlanan bir iş de teslim tarihine kadar bitmiş ürün stokunda tutulmak zorundadır. Bu nedenle bütün işlerin tam olarak atanan teslim tarihlerinde tamamlandığı bir çizelge ideal olacaktır. Tam zamanında üretim felsefesine sahip problemlerin en yaygın amaçlarından biri erken tamamlanma ve geç tamamlanma ceza maliyetlerinin en küçüklenmesidir. Bu probleme erkenlik/geçlik (E/T) çizelgeleme problemi denir. Tabi ki tam zamanında üretim felsefesi, sadece teslim

tarihi ile ilgilenen yöntemlerden daha geniş bir ilkeler kümesini kapsar. Fakat hem erkenlik hem de geçlik cezalarını içeren çizelgeleme yöntemleri, tam zamanında üretim yaklaşımının çizelgeleme boyutunu yakalamış gibi görünmektedir.

E/T problemlerinde, ya tüm işler için aynı (ortak) ya da işten işe değişen (farklı) teslim tarihleri kararlaştırılır. Farklı teslim tarihleri olan problemlerin çözümleri ortak teslim tarihli problemlerin çözümlerinden farklıdır. Bu çalışmada ortak teslim tarihine sahip tek makineli çizelgeleme problemleri üzerinde erken ve geç tamamlanma kriterinin etkisi incelenmiştir.

2.2. Tek Makine Çizelgeleme

Tek makine çizelgeleme problemleri, sıralama problemlerinin en basit türüdür. n sayıdaki işler tek tezgahta $n!$ sayıda sıralanabilir. Burada işlerin tek bir iş merkezinde ya da makinede hangi sıra ile ele alınacağına kılavuzluk eden kurallara öncelik kuralları adı verilmektedir. Literatürde en bilinen ve sık kullanılan öncelik kuralları aşağıda özetlendiği gibidir:

1. FIFO (First In First Out): Makine kuyruğuna ilk gelen iş ilk önce işlem görür.
2. SPT (Shortest Processing Time): Beklemekte olan işler arasında en kısa işlem süresine sahip iş ilk önce işlem görür.
3. WSPT (Weighted Shortest Processing Time): Ağırlıklı işlem zamanı öncelik kuralı, w_i , i işinin ağırlığını ve p_i de i işinin işlem merkezinde ihtiyaç duyduğu işlem süresini belirtmek üzere, beklemekte olan işler arasında w_i / p_i oranı en büyük olan işe öncelik verilir. Tek makineli sistemlerde amaç fonksiyonu yarı mamul stok miktarını en küçükmek olduğunda bu kural en iyi çözümü verir.
4. EDD (Earliest Due Date): En erken teslim tarihine sahip iş ilk önce işlem görür. Tek makineli sistemlerde, performans ölçütü maksimum gecikmenin enküçülenmesi olduğunda en iyi çözümü verir.
5. LPT (Longest Processing Time): Beklemekte olan işler arasında en uzun işlem süresine sahip iş ilk önce işlem görür.
6. SST (Shortest Setup Time: Kuyrukta beklemekte olan işler arasında en kısa hazırlık zamanına sahip işe öncelik verilir.

Temel önceliklendirme kurallarının birbiri ile kombinasyonu ile elde edilen önceliklendirme kurallarına da karma önceliklendirme kuralları adı verilmektedir.

2.3. Ortak Teslim Tarihli Yöntemler ve İlgili Literatür

Ortak teslim tarihinden işlerin tamamlanma zamanlarının toplam mutlak sapmasının en küçüklenmesi E/T problemlerinin önemli bir özel durumudur. Bu durumda, tüm d_i 'ler d 'ye eşittir. Eğer d yeterince büyükse, problem kısıtlandırılmamış aksi takdirde ise kısıtlandırılmış ortak teslim tarihli problemdir [60]. Kısıtlı bir teslim tarihi, müşteri tarafından belirlenir ve çizelgeleyici tarafından, erken ve geç kümelerin belirlenmesinden önce bilinir. Eğer ortak teslim tarihi, çizelgeleyici tarafından çizelgeleme kararları ile eş zamanlı olarak bir karar değişkeni olarak belirleniyorsa kısıtlandırılmamış olarak adlandırılır [48].

Tüm işlerin tam olarak kendi teslim tarihlerinde tamamlanması amacı, işin tamamlanma zamanı ve teslim tarihi arasındaki sapmayla ilişkili bir ceza ile çizelgeleme amacına genişletilebilir. E_i ve T_i ifadelerinin i işi için sırasıyla erkenliği ve geçliği gösterdiğini varsayalım. Bu ifadeler aşağıda gösterildiği gibi tanımlanır [4]:

$$E_i = \max \{0, d_i - C_i\} = (d_i - C_i)^+$$

$$T_i = \max \{0, C_i - d_i\} = (C_i - d_i)^+$$

Her işe ilişkin olarak birim erken tamamlanma cezası $\alpha_i > 0$ ve birim geç tamamlanma cezası $\beta_i > 0$ dır. Ceza fonksiyonlarının doğrusal olduğu kabul edilmiştir. Bir S çizelgesi için temel E/T amaç fonksiyonu $f(S)$ ile gösterilir ve aşağıdaki gibi ifade edilir:

$$f(S) = \sum_{j=1}^n [\alpha_i (d_i - C_i)^+ + \beta_i (C_i - d_i)^+]$$

veya yukarıdaki ifadeler ışığında;

$$f(S) = \sum_{j=1}^n [\alpha_i E_i + \beta_i T_i]$$

olarak da ifade edilebilir [8, 10, 15].

E/T problemlerinin bazı formülasyonlarında teslim tarihleri verilmektedir, bazılarında ise problem, teslim tarihini ve iş sırasını eş zamanlı olarak optimize etmektir. E/T problemleri için bazı basit çözümler bütün işlerin ortak teslim tarihleri olan (örneğin $d_i = d$) olan yöntemler için elde edilmiştir. Daha genel bir yöntem farklı teslim tarihlerine izin verir fakat farklı teslim tarihli problemlerin sonuçları doğal olarak ortak teslim tarihli problemlerin sonuçlarından farklı olarak ortaya çıkacaktır. Benzer şekilde, bazı yöntemler genel cezaları kullanırlarken bazıları işler arasında farklılıklara izin verir veya erkenlik ve geçlik cezaları arasında farklılaşmalara izin verir.

E/T problemlerinin çok sayıdaki varyasyonları ile birlikte, bütün bu varyasyonların anlamlı olup olmadığı sorgulanmalıdır. Ortak bir teslim tarihi belirleme tek bir müşterinin çeşitli öğelerden oluşan bir sipariş durumunu temsil edebilir veya tekrarlı gecikmelerden kaçınmak için bütün bileşenlerin aynı zamanda hazır olması gereken montaj hatlarında karşımıza çıkabilir. Erken tamamlanma ceza maliyetinin geç tamamlanma ceza maliyetinden farklı olması, ilişkili maliyet faktörlerinin (erken tamamlanan işler için stoklama maliyetleri veya aşınma maliyetleri, geç tamamlanan işler için teslim primleri gibi) farklı olmalarından kaynaklanır.

Ortak teslim tarihli çizelgeleme problemleri üzerinde yapılan ve tek makine çizelgeleme problemlerinde erken ve geç tamamlanan işlerin sapmalarını en küçükmeyi amaçlayan başlıca çalışmalar kronolojik olarak aşağıdaki özet tabloda sunulduğu gibidir:

Çizelge 2.1. Tek makine ortak teslim tarihli çizelgeleme problemleri için literatür

Yazar(lar)	Tarih	Çalışma
Bagchi, U., Sullivan, R. S. ve Chang, Y. L.	1987	Tek bir makinede çizelgelenen ortak teslim tarihli işlerin ortak teslim tarihinden ortalama sapmalarının karelerinin en küçüklenmesi hedeflenmiştir. Kısıtlandırılmamış problemler üzerinde dallandırma algoritması ile çözüm önerilmiştir [9].
Hall, N. G. ve Posner M. E.	1991	Tek makinede çizelgelenmiş işlerin ortak teslim tarihinden ağırlıklandırılmış erken ve geç tamamlanma sapmalarının toplamının en küçüklenmesi amaçlanmıştır. Ortak teslim tarihinin, çizelgeyi kısıtlamayacak kadar büyük olduğu varsayılmıştır. Bilgisayarda verimliliği sayısal olarak gösterilmiş bir dinamik programlama algoritması sunulmuştur [38].
Hall, N. G., Kubiak, W. ve Sethi, S. P.	1991	Bir önceki çalışmalarının (Earliness-Tardiness Scheduling Problems, I: Weighted Deviation of Completion Times About a Common Due Date) devamı niteliğindedir, farklı olarak bu çalışmada çizelgeyi kısıtlayacak kadar dar bir ortak teslim tarihi olduğu varsayılmıştır [39].
Dileepan, P.	1993	Çalışmasında birbirinden bağımsız erken ve geç tamamlanma ceza maliyetlerine sahip tek makine çizelgeleme problemleri için bir dal sınır algoritması önermiştir. Amaç fonksiyonu, optimal bir çizelge ve ortak teslim tarihi elde etmektir [27].
Chen, Z. L.	1996	Tek makinede birbirinden farklı teslim tarihlerine sahip olan işlerin partiler halinde sevk edileceği zaman ilgili partiye ait ortak teslim tarihinden erken ya da geç tamamlanan işlerin toplam maliyetinin en küçüklenmesi üzerinde çalışmıştır [21].
Alidaee, B. ve Dragan, I.	1997	Küçük bir ortak teslim tarihi verildiğinde tek makinedeki işlerin ağırlıklandırılmış toplam geç ve erken tamamlanma ceza maliyetlerinin minimize edilmesi üzerinde çalışmışlardır. İşlerin ağırlıklarının işleme süreleri ile orantılı olduğu varsayılmıştır [3].
Liman, S. D., Panwalkar, S. S. ve Thongmee S.	1998	Tek makine çizelgeleme problemleri için ortak bir teslim tarihinin çizelgedeki konumunu ve aralığını belirlemeyi amaçlamışlardır. Hesaplanan teslim tarihi aralığı içerisinde kalan işleri tam zamanında tamamlanmış kabul edip, aralık dışında kalan işler için erken iş ve geç iş olarak nitelendirilmiştir. Amaç fonksiyonu erken tamamlanma, geç tamamlanma, ortak teslim tarihinin aralığı ve konumu temelinde maliyet fonksiyonunu en küçükleyen optimal sırayı elde ederken ortak teslim tarihinin optimal aralığını ve konumunu da bulmaktır [56].
Webster, S., Jog, P. D. ve Gupta, A.	1998	Kısıtsız, ortak teslim tarihli tek makine çizelgeleme problemleri için genetik bir algoritma geliştirmişlerdir. Amaç fonksiyonu, her bir iş için rassal olan toplam erken tamamlanma ve geç tamamlanma maliyetlerini en küçüklemektir. İşler, iş ailelerine bölünmüştür ve her farklı iş ailesi için hazırlık zamanları dikkate alınmıştır [81].
Biskup, D. ve Feldmann, M.	2001	Kısıtlı ve kısıtsız yapıdaki ortak teslim tarihli tek makine çizelgeleme problemleri için karşılaştırmalı değerlendirmeler yapmışlardır. Problemleri iki aşamalı incelemişlerdir. İlk olarak iki yeni sezgisel yöntem kullanarak amaç fonksiyonu üzerinde bir üst sınır elde edebilmek için bir problem üretici geliştirilmiş ve 280 örnek çözülmüştür. İkinci aşamada, önerilen sezgisel yöntemin küçük boyutlu problemlerde optimale yakın sonuçlar verdiği sayısal olarak gösterilmiştir [16].

Çizelge 2.1. (devam) Tek makine ortak teslim tarihli çizelgeleme problemleri için literatür

Mondal, S. A. ve Sen A. K.	2001	Çalışmalarında, amaç fonksiyonu işlere ait ağırlıklandırılmış toplam erken ve geç tamamlanma ceza maliyetlerini minimize etmek olan tek makine ortak teslim tarihli çizelgeleme algoritmalarını ele almışlardır. Ağırlıklar işlerden bağımsız fakat işlerin erken ya da geç olmasına bağımlıdır. Dar bir ortak teslim tarihine sahip kısıtlandırılmış problemleri ele almışlardır [63].
Rabadi, G., Mollaghasemi, M. ve Anagnostopoulos, G. C.	2004	Tek makine erken / geç çizelgeleme problemlerini ele almışlardır. Amaç fonksiyonu toplam erken ve geç tamamlanma maliyetlerini minimize etmektir. Erken tamamlanma ve geç tamamlanma ceza maliyetleri eşit olarak ağırlıklandırılmıştır ve teslim tarihi ortak olup, bütün işler için yeterince geniş (kısıtsızdır). Hazırlık süreleri de probleme dahil edilmiş olup, hazırlık süreleri sıradan bağımsızdır. Bu tarz problemlerin çözümü için bir dal sınır algoritması önermişlerdir [65].
Hino, C. M., Ronconi, D. P. ve Mendes, A. B.	2005	Çalışmalarında ortak bir teslim tarihine sahip tek makine çizelgeleme problemlerini ele almışlardır. Çalışmanın performansı erken ve geç tamamlanan işlerin toplam ceza maliyetlerinin en küçüklenmesi ile ölçülmüştür. Optimal çözümün belirli özelliklerinden yaralanan bir genetik algoritma ve tabu arama tabanlı bir sezgisel yöntem önerilmektedir. 1000 işe kadar 280 kıyaslama değerlendirilmiştir [41].
Ying, K. C.	2008	Çalışmasında, tek makine ortak teslim tarihli çizelgeleme problemleri için erken ve geç tamamlanma ceza maliyetlerini en küçükleyecek Beam Search algoritması önermiştir. Çalışmasını sayısal örnekler ile desteklemiş ve literatürdeki meta sezgisel algoritmalar ile sonuçları kıyaslamıştır [86].
Feldmann, M. ve Biskup, D.	2009	Problemi kısıtlandıran bir teslim tarihine sahip tek makine çizelgeleme problemleri için meta sezgisel bir yaklaşım önermişlerdir. Yeni meta sezgisel yöntem için tavlama benzetimi ve eşik değeri kabulü gibi yaklaşımlarından faydalanmışlardır. 1000 işe kadar yapılan 140 kıyaslama değerlendirmesi sonucunda optimale yakın sonuçlar verdiği gösterilmiştir [31].
Abtahi, S. M. ve Taghavifard, M. T.	2009	Çalışmalarında ortak bir teslim tarihi tarafından kısıtlandırılmış tek makine çizelgeleme problemleri için erken ve geç tamamlanma ceza maliyetlerinin hem bir matematiksel model yardımı ile hem de meta – sezgisel bir algoritma ile en küçüklenmesini amaçlamışlardır [1].
Kaya, S., Akgöbek, Ö. ve Engin, O.	2011	Bu araştırmada, erken ve geç cezalı, ortak teslim tarihi olan permütasyon akış tipi çizelgeleme problemleri m makine ve n iş için incelenmiştir. Yapay zekâ tekniklerinden olan dağınık arama meta sezgiseli kullanılmıştır. Erken ve geç cezalı, ortak teslim tarihli permütasyon akış tipi kıyaslama problemi, önerilen dağınık arama metodu ile çözülmüştür [49].
Eren, T.	2011	Tek makineli çizelgeleme problemi, hazırlık ve taşıma zamanlarının öğrenme etkili olduğu ortak teslim tarihli durumda geciken iş sayısını en küçükleme üzerinde çalışmıştır. Ele alınan problemi öğrenme etkisinin işe bağımlı olduğu polinom zamanda çözüldüğü gösterilmiştir [30].
Alvarez-Valdes, R., Crespo, E., Manuel Tamarit, J. ve Villa, F.	2012	Bütün işlerin ortak bir teslim tarihini paylaştığı tek makine çizelgeleme problemlerinde ağırlıklandırılmış erken ve geç tamamlanmaların en küçüklenmesini amaçlamışlardır. Hem kısıtlandırılmış hem de kısıtlandırılmamış ortak teslim tarihli problemlerin çözümü için iki kuadratik tam sayılı programlama modeli önermişlerdir [7].

Çizelge 2.1. (devam) Tek makine ortak teslim tarihli çizelgeleme problemleri için literatür

Benmansourab, R., Allaouibc, H. ve Artibaab	2012	Çalışmalarında, rassal olarak türetilmiş ortak teslim tarihinden, beklenen ağırlıklandırılmış tamamlanma sürelerinin sapmaları toplamının en küçüklenmesini amaçlamışlardır. İşleme süreleri üssel olarak dağılmaktadır ve ortak teslim tarihi Erlang dağılımı kullanılarak türetilmektedir [12].
Birgina, E. G. ve Ronconib D. P.	2012	Çalışmalarında özdeş olmayan hazırlık sürelerine sahip işler için ortak teslim tarihli çizelgeleme problemlerinin çözümü için sezgisel bir yöntem önermişlerdir. Performans ölçütü olarak, ağırlıklandırılmış erken ve geç tamamlanma ceza maliyetleri toplamının en küçüklenmesini amaçlamışlardır [14]

E/T problem ailesinde önemli bir özel durum, işlerin tamamlanma zamanlarının ortak bir teslim tarihinden kesin sapmalarının toplamının en küçüklenmesini içermektedir. Amaç fonksiyonu aşağıdaki gibi yazılabilir:

$$f(S) = \sum_{j=1}^n |C_i - d| = \sum_{j=1}^n (E_i + T_i)$$

Bu formdaki amaç fonksiyonundan açıkça görülmektedir ki erken tamamlanma ve geç tamamlanma cezaları bütün işler için aynıdır. $\alpha_i = \beta_i = 1$ olan durum temel E/T problemidir.

Başlangıç olarak optimal çözümün basitleştirilmiş tanımı verilmiştir. Bazı durumlarda teslim tarihi işlerin işlem zamanlarının ortasında bir yerde olabilir. Eğer d çok darsa bu durumda d 'nin önüne işleri sığıdırmak mümkün olmaz çünkü hiçbir iş sıfırıncı zamandan önce başlayamaz. Bu nedenle verilen bir iş kümesinde d 'nin çok dar olduğu tespit edilirse bu, problemin kısıtlı versiyonunu meydana getirir. Aksi takdirde d çok dar değilse kısıtsız versiyon elde edilir. Örneğin eğer $d \geq \sum_{i=1}^n p_i$ ise bütün işleri d 'nin önüne yerleştirme esnekliğimiz vardır, bu nedenle problem kısıtsızdır. İlerleyen bölümlerde kısıtlı ve kısıtsız versiyonların nasıl daha kesin sınırlarla tanımlanacağı gösterilecektir.

Bir çizelgenin optimum olabilmesi için bazı şartları sağlaması gerekmektedir. Optimal çizelgelerin sağlaması gereken temel şartlar ve ispatları aşağıda açıklandığı gibidir:

Teorem 1: Temel E/T problemlerinde atıl zaman içermeyen çizelgeler baskın kümeyi oluşturur [55, 75].

İspat: Optimal olduğu iddia edilen bir S çizelgesinde i işi ile takip eden j işi arasında t zamanı kadar bir boşluk olduğu kabul edilsin. S çizelgesinde i işi erken tamamlanan bir iş

olsun ($C_i < d$). Eğer, $\Delta t \leq \min (t, d - C_i)$ olacak şekilde, i işini Δt kadar daha sonra başlatacak şekilde çizelgeyi kaydırırsak toplam ceza maliyeti azaltılabilir. Bu durumda $T' = T$ iken $E' \leq E$ olacaktır. Benzer şekilde tersi durum için i işinin geciken bir iş olduğu kabul edilirse; $\Delta t \leq \min (t, C_i - d)$ olmak üzere eğer i işi Δt kadar erken başlatılacak şekilde çizelge kaydırılırsa toplam ceza maliyeti azaltılabilir. Bu durumda da $T' \leq T$ iken $E' = E$ olacaktır.

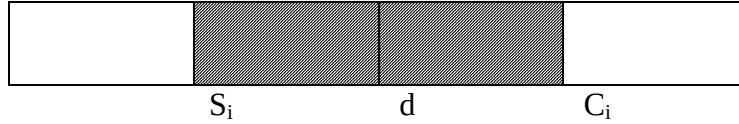
Unutulmamalıdır ki atıl zaman ardışık işler arasındaki aralıklardır. Teorem 1'in istisnası olarak ilk işten önce çizelgede boş zaman bulundurulması arzu edilebilir. Normalde bir çizelge her işten önce bir hazırlık zamanı ayırır. Teorem 1'e göre çalışmamızda atıl zaman içermeyen çizelgeleri optimum çizelge varsayarak çözüm uzayı sınırlandırılabilir. Boş zaman içermeyen $n!$ çizelge arasından optimal çizelge araştırılır [11].

Teorem 2: Temel E/T problemlerinde teslim tarihinde ve öncesinde tamamlanan işler LPT (En uzun işlem zamanı) kriterine göre sıralanırken, teslim tarihinden sonra başlayan işler SPT (En kısa işlem zamanı) kriterine göre sıralanmalıdır. Bir diğer ifade ile, bir çizelgenin optimal olabilmesi için V biçiminde olması gerekmektedir [85].

İspat: Optimal olduğu iddia edilen bir S çizelgesinde teslim tarihinden önce yer alan bazı ardışık iş çiftlerinin LPT sırasında olmadığı varsayalım. Öyleyse iki işin karşılıklı yer değiştirmesi ile toplam geçlik cezası sabit kalırken toplam erkenlik cezası azaltılacaktır. Benzer şekilde optimal bir S çizelgesindeki geç başlanan ardışık iki iş çifti SPT sırasında değilse bu işlerin ardışık karşılıklı yer değiştirmesi ile toplam erkenlik cezası aynı kalırken toplam geçlik cezası azalacaktır. İki durumda da S çizelgesinin optimal olmadığı ispatlanmış olur [11].

Teorem 3: Temel E/T modelinde bir işin tam olarak teslim tarihinde tamamlandığı bir optimal çizelge mevcuttur [55].

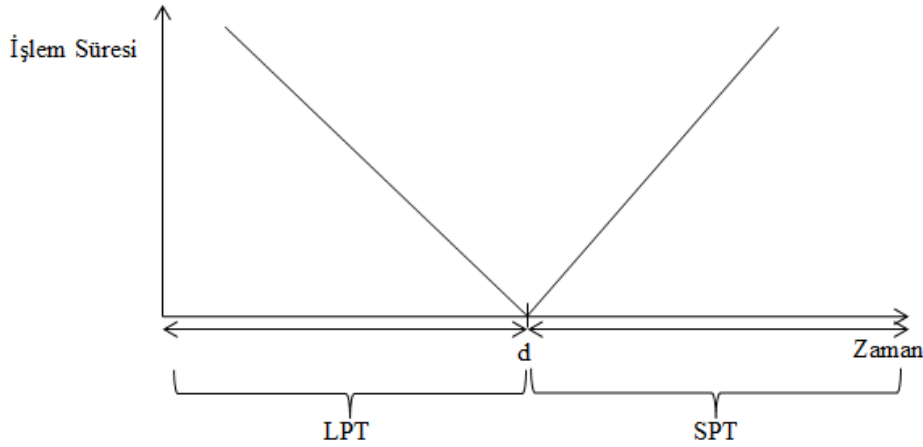
İspat: Optimal olduğu iddia edilen bir S çizelgesinde bir işin teslim tarihinden önce başlayıp sonra tamamlandığı varsayalım.



$$C_i - p_i < d < C_i$$

b erken tamamlanan iş sayısını, a da geç tamamlanan iş sayısını gösterebiliriz. $a > b$ olduğu kabul edilsin. Çizelgedeki i işinin tamamlanma zamanı tam olarak d olacak şekilde çizelge erken başlatılsın. Diğer bir ifadeyle, bütün işler $\Delta t = C_i - d > 0$ olacak şekilde erken tamamlansın. Bu durumda geç tamamlanma ceza maliyeti $a \cdot \Delta t$ kadar azalırken erken tamamlanma ceza maliyeti de $b \cdot \Delta t$ kadar artacaktır. Bunun çizelgenin toplam performansına net etkisi $(b - a) \cdot \Delta t$ kadar olacaktır. $a > b$ olduğundan bu değer negatif olacaktır ve toplam ceza azalacaktır. Diğer taraftan $b \geq a$ olduğunu varsayalım. Bu durumda çizelge, i işi tam olarak d zamanında başlayacak şekilde daha geç başlatılsın. Diğer bir ifadeyle $\Delta t = d - (C_i - p_i) > 0$ olsun. Bu sefer toplam cezaya etkisi pozitif olmayan $(a - b) \cdot \Delta t$ kadar olacaktır.

Teorem 3'ün sonucu olarak her iş tamamen teslim tarihinden önce veya tamamen teslim tarihinden sonra tamamlanacaktır. Bu da çözümün iki kümeye ayrılacağı anlamına gelir: bir işin tam teslim tarihinde tamamlandığı erken işler kümesi ve geç işler kümesi. İşlerin iki kümeden hangisine ait olduğu bilindiğinde Teorem 2 kullanılarak her setteki iş serisi tanımlanabilir. Sonuç çizelgesi V Şekli çizelge olarak adlandırılır çünkü ilk küme işlem sürelerinin azalan sırasında ve ikinci küme de işlem sürelerinin artan düzeninde sıralanır. İşlerin erken ve geç kümelerine nasıl atanacağı bilindiğinde işlerin sıralanması basit olacaktır. Böylece optimum çözüm arayışı için $n!$ permütasyon çözüm yerine $2n$ tane çözüme indirgenerek çözüm uzayı daraltılmış olur [11].



Şekil 2.2. V şekilli çizelge yapısı

Problemin detaylı analizi yapıldığında alternatif birçok çözüm ortaya çıkabilir.

B: Teslim tarihinde veya öncesinde tamamların işlerin kümesi.

b: B kümesindeki işlerin sayısı.

A: Teslim tarihinden sonra tamamlanan işlerin kümesi.

a: A kümesindeki işlerin sayısı.

B_i : B kümesindeki i. iş.

A_i : A kümesindeki i. iş.

B_i işi için erken tamamlanma ceza maliyeti B kümesinde i. işten sonra tamamlanan bütün işlerin işlem sürelerinin toplamıdır.

$$E_{B_i} = p_{B(i+1)} + p_{B(i+2)} + \dots + p_{Bb}$$

$E_{Bb} = 0$ olacaktır. B kümesindeki işlerin toplam cezası ise aşağıdaki gibi ifade edilecektir:

$$C_B = \sum_{i=1}^b E_{B_i} = \sum_{i=1}^b [p_{B(i+1)} + p_{B(i+2)} + \dots + p_{Bb}]$$

$$C_B = 0 p_{B1} + 1 p_{B2} + \dots + (b-2) p_{B(b-1)} + (b-1) p_{Bb}$$

Denklemden ilgilenilen işten sonraki işlerin işlem zamanları toplamı yer aldığından ilk işin cezası sıfır olur. Benzer şekilde A kümesi için ceza:

$$C_A = a p_{A1} + (a-1) p_{A2} + \dots + 2 p_{A(a-1)} + 1 p_{Aa}$$

olarak elde edilir. Burada da ilgilenilen işin kendisinden sonraki işlem zamanları toplamı gecikme cezası içinde yer alacağından ilk işten sonraki bütün işler ilk işin cezası içinde yer alır dolayısıyla ceza katsayısı a olur.

Amaç fonksiyonu C_A ve C_B toplamını en küçükleyecek çizelgeyi bulmaktır. a ve b bilindiğinde en küçük katsayı en uzun işlem süresi ile eşleştirildiğinde, bir sonraki en küçük katsayı da sıradaki en uzun işlem süresi ile eşleştirilerek işlemlere devam edildiğinde çarpımların toplamı en küçüklenecektir. Dikkat edilirse en küçük katsayı sıfırdır ve sadece B kümesinde yer almaktadır. Dolayısıyla en uzun işlem süresine sahip olan iş B kümesine atanmalı ve Teorem 2 ışığında ilk sıraya konulmalıdır. Sıradaki en küçük katsayı ise birdir ve hem C_B kümesinde hem de C_A kümesinde bulunmaktadır. Bu demektir ki sıradaki en uzun işlem süresine sahip iki işten biri A kümesinin son işi olarak diğeri de B kümesinin ikinci işi olarak atanmalıdır. Bu kural takip edilerek gidildiğinde en kısa işlem süresine sahip iş ya B kümesinin son işi ya da A kümesinin ilk işi olacaktır [11].

Sonuç olarak çok sayıda potansiyel optimal çözüm elde edilecektir. Potansiyel optimal çözümlerin sayısı 2^r olur, r ise aşağıdaki gibi elde edilir:

$$r = \begin{cases} \frac{n-1}{2} ; \text{ Eğer } n \text{ tek sayı ise} \\ \frac{n}{2} ; \text{ Eğer } n \text{ çift sayı ise} \end{cases}$$

Böylece potansiyel çözümlerin sayısı da 2^n ' den de 2^r ' ye indirgenmiş olur [11].

Teorem 4: Temel E/T modelinde sıradaki b . işin ortak teslim tarihinde tamamlandığı ve b ' nin $n/2$ ' ye eşit veya daha büyük en küçük bir tamsayı olduğu bir optimal çizelge vardır.

İspat: İşlerin sırasının verildiği ve optimal olmadığı varsayalım. Teorem 1 ve 3 verilen iş sırasını içeren çizelgeler için geçerliliğini korur ve Teorem 4 hangi işin tam olarak teslim tarihinde tamamlanmış olması gerektiğini belirtir [11].

İkinci olarak p_n en uzun işlem süresi olduğunda işlerin SPT kuralına göre sıralandığı varsayılın. B kümesindeki toplam işlem zamanı aşağıdaki gibi bulunabilir:

$$\Delta = p_n + p_{n-2} + p_{n-4} + \dots$$

Δ ifadesinin önemi problem yapısının kısıtlı ya da kısıtsız olması ile ilgilidir. Δ değeri, problemin kısıtsız versiyonu ile tutarlı olan en küçük d değeridir. Diğer bir ifadeyle problem;

$d \geq \Delta$ için kısıtlandırılmamış;

$d < \Delta$ için kısıtlandırılmış olur.

Farklı erken tamamlanma ve geç tamamlanma ceza maliyetleri söz konusu olduğunda α' nın üretici tarafından ve β' nın tüketici tarafından belirlenen katsayılar olması muhtemeldir. Problemin kısıtlandırılmış ve kısıtlandırılmamış olma durumu yine söz konusudur. İlk üç teorem geçerliliğini korurken, dördüncü aşağıdaki gibi revize edilir :

En iyi çizelgede sıradaki b_i iş d 'de tamamlanır. Burada b_i , $n \beta / (\alpha + \beta)$ 'ya eşit ya da bu değerden daha büyük en küçük tamsayıdır [60].

Eğer erken tamamlanma ve geç tamamlanma ceza maliyetleri işe bağımlı olarak da değişmekteyse, teorem 1 hala geçerliğini korurken diğerlerinde aşağıda belirtildiği gibi bazı revizyonların yapılması gerekmektedir.

Teorem 2'ye göre, V şekilli optimal bir çizelge elde edebilmek için B kümesinde yer alan işler p_i / α_i oranının azalan sırasına göre, A kümesindeki işler de p_i / β_i oranının artan sırasına göre sıralanır. Buna ilaveten Teorem 3 sağlanır ve Teorem 4 şu şekilde olur:

En iyi çizelgede sıradaki b_i iş d 'de tamamlanır. Burada b_i , Y_i teslim tarihi cezasını belirtmek üzere, $\sum_{i=1}^b (\alpha_i + \beta_i) \geq \sum_{i=1}^n (\beta_i - Y_i)$ eşitsizliğini sağlayan en küçük tamsayıdır [60].

3. ORTAK TESLİM TARİHLİ TEK MAKİNE ÇİZELGELEME PROBLEMLERİNİN ANALİZİ

Son zamanlarda ortak teslim tarihli problemler üzerinde yoğun çalışmalar yapılmaktadır. Uygulamalarda ortak bir teslim tarihi, bir montaj hattında işlerin eş zamanlı olarak ihtiyaç duyulduğu durumlarda ya da müşterinin çabuk bozulabilen ürünlerden oluşan bir paketi önceden belirlenmiş bir teslim tarihinde talep etmesi gibi durumlarda ortaya çıkabilir [15].

Tek bir makinede ortak teslim tarihi ile çizelgeleme yapılırken, en fazla bir iş tam olarak teslim tarihinde tamamlanabilir. Bu nedenle, teslim tarihine bağlı olarak, bazı işler erken tamamlanmak zorundadır ve kalanların da geç tamamlanması gerekmektedir. Her iki durumda da bazı maliyetlere katlanması gerekir: Örneğin, erken tamamlanan işler firmaların sermayesini bağlarken veya stokta taşıma maliyetleri ortaya çıkarırken, geç tamamlanan işler de müşteri tatminsizliğine ve buna bağlı olarak uzun dönemde iyi niyet ve itibar kayıplarına neden olur. Bu bağlamda amaç, erken tamamlanma ve geç tamamlanma maliyetlerini ortaklaşa minimize edecek çizelgeyi bulmaktır.

Çizelge 3.1’de kısıtlı ve kısıtsız yapılarıdaki ortak teslim tarihli çizelgeleme problemlerinin kompleksite sonuçları sunulmuştur [16].

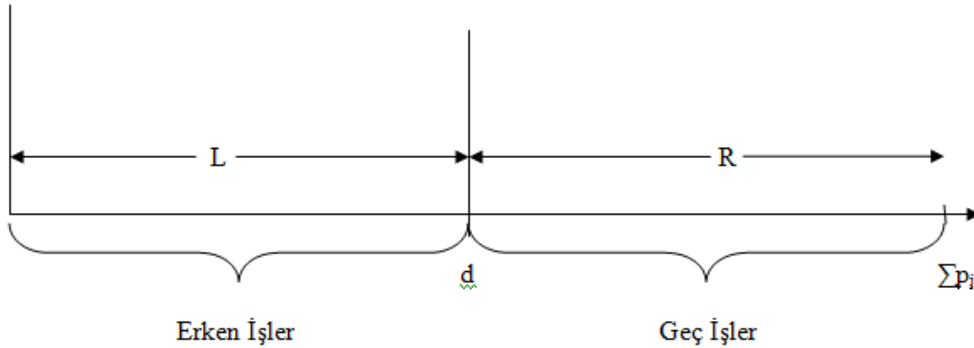
Çizelge 3.1. Kısıtlı ve kısıtsız yapılarıdaki ortak teslim tarihli çizelgeleme problemlerinin kompleksiteleri

	Kısıtsız	Kısıtlı
$\alpha_i = \beta_i = 1$, $i = 1, 2, \dots, n$	Polinom zamanlı çözülebilir	NP-Zor, Sahte polinom zamanlı çözülebilir
$\alpha_i = \alpha$ ve $\beta_i = \beta$, $i = 1, 2, \dots, n$	Polinom zamanlı çözülebilir	NP-Zor, Sahte polinom zamanlı çözülebilir
$\alpha_i = \beta_i$, $i = 1, 2, \dots, n$ (Ağırlıklandırılmış Problem)	NP-Zor, Sahte polinom zamanlı çözülebilir	NP-Zor, Sahte polinom zamanlı çözülebilir
α_i, β_i (Genel problem)	NP-Zor	NP-Zor

Problemin kısıtlı versiyonu NP-zordur. Çok büyük çapta olmayan problemleri çözebilen özel bir dinamik programlama tekniği Hall, Kubiak ve Sethi (1991) tarafından geliştirilmiştir. Geliştirdikleri dinamik programlama tekniği ile 1000 işe kadar olan problemler bir mini bilgisayarda üç dakikanın altında CPU zamanlarında çözülmüştür [39].

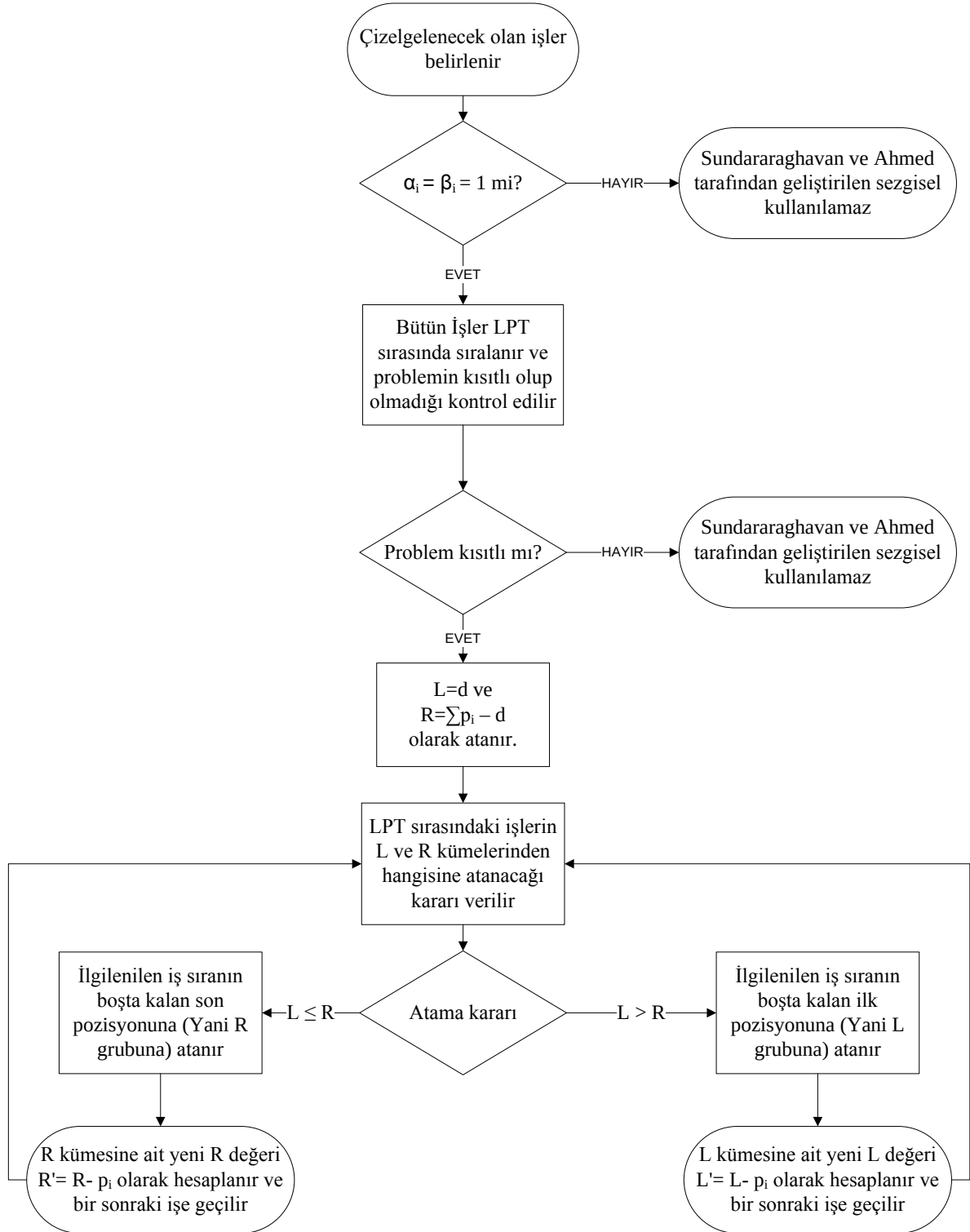
3.1. Erken Tamamlanma ve Geç Tamamlanma Ceza Maliyetlerinin Birbirine Eşit ve “1” Olduğu Kısıtlı Yöntem

Kısıtlandırılmış erken / geç tamamlanma problemlerinde, toplam ceza maliyetini en küçükleyen optimumu bulmak için basit bir yöntem olmamasına rağmen oldukça etkili bir sezgisel yöntem Sundararaghavan ve Ahmed (1984) tarafından geliştirilmiştir. Oluşturdukları prosedür sıfır zamanında başlayan V şekilli bir çizelge oluşturmaktadır. Çizelgelerin başlama zamanı sıfır olduğundan ve boşluklu bir yapıya sahip olmadığından dolayı çizelgenin uzunluğu toplam işlem zamanı kadardır. Prosedürün her aşamasında L, teslim tarihinden önceki mevcut zamanı ve R de teslim tarihinden sonraki zamanı ifade etmektedir [11].



Şekil 3.1. Sezgisel prosedürde yer alan kümelerin gösterimi

Çalışmada tanıtılacak olan ilk yöntem Sundararaghavan ve Ahmed (1984) tarafından geliştirilen bir sezgiseldir. Sezgisel yöntemin akış şeması Şekil 3.2’de gösterilmiştir.



Şekil 3.2.. Sundararaghavan ve Ahmed tarafından geliştirilen sezgiselin akış şeması

Sezgisel yöntemin adımları da aşağıda özetlenmiştir:

Adım 1: Öncelikle erken tamamlanma ve geç tamamlanma ceza maliyetlerinin birbirine eşit ve 1 olup olmadığı kontrol edilir. Bu yöntemin uygulanabilmesi için $\alpha_i = \beta_i = 1$ kuralı sağlanmalıdır. Aksi takdirde bu sezgisel uygulanamaz.

Adım 2: Eğer $\alpha_i = \beta_i = 1$ şartı sağlanıyorsa, bütün işler LPT sırasında sıralanır ve problemin kısıtlı olup olmadığı kontrol edilir. Bu yöntemin uygulanabilmesi için problemin kısıtlı olması gerekmektedir. Aksi takdirde bu sezgisel uygulanamaz.

Adım 3: Erken işler (L) kümesinin sınırları başlangıçtan ortak teslim tarihine kadar kabul edilir ve $L = d$ olarak atanır. Benzer şekilde geç işler (R) kümesinin sınırları da teslim tarihinden sonra en son işin tamamlanma zamanına kadar kabul edilir ve $R = \sum_{i=1}^n p_i - d$ olarak atanır. Başka bir ifade ile L, teslim tarihi öncesinde çizelgeleme yapılabilecek mevcut zamanı ve R’de teslim tarihinden sonraki planlama yapılabilecek mevcut zamanı ifade etmektedir.

Adım 4: Bu ifadeler ışığında çizelge uçlardan ortaya doğru doldurulmaya başlanır. Yani V şekilli bir çizelge elde etmek için erken işler sol baştan atanır geç işler de sağ sondan atanır. LPT sırasındaki ilgilenilen iş için;

Eğer $L > R$ ise ilgilenilen iş sıranın boşta kalan ilk pozisyonuna (Yani L grubuna);

Eğer $L \leq R$ ise ilgilenilen iş sıranın boşta kalan son pozisyonuna; (Yani R grubuna) atanır.

Adım 5: Atama gerçekleştirildikten sonra, ilgilenilen iş hangi gruba atandıysa, ilgili gruba ait mevcut zamandan ilgilenilen işin işleme süresi çıkartılır ve yeni L' ve R' değerleri hesaplanır.

Eğer iş L grubuna atandıysa erken işler için kalan mevcut zaman $L' = L - p_i$ olur.

Eğer iş R grubuna atandıysa geç işler için kalan mevcut zaman $R' = R - p_i$ olur.

Adım 4’e geri dönülür ve çizelgelenecek iş kalmayana kadar bu adımlar devam ettirilir.

Erken ve geç tamamlanan işlerin toplam ceza maliyeti hesaplanır.

$$f(S) = \sum E_i + \sum T_i$$

Çizelge 3.2’de Baker’ dan [11] Sundararaghavan ve Ahmed yönteminin nasıl uygulanacağını gösteren bir örnek yer almaktadır. Ortak teslim tarihine sahip 6 adet iş ve işlem zamanları aşağıdaki gibi verilmiştir. İlgili işlere ait ortak teslim tarihi de 90 olarak belirlenmiştir ($\alpha_i = \beta_i = 1$).

Çizelge 3.2. Sundararaghavan ve Ahmed sezgiseli örneği

İşler	1	2	3	4	5	6
p_i	1	10	11	48	50	53

Problemde $\alpha_i = \beta_i = 1$ olarak verildiği için eğer veriler problemin kısıtlı yapıda olmasını da destekliyorsa Sundararaghavan ve Ahmed Sezgiseli kullanılabilir. Kısıtlılık kontrolü için öncelikle işler LPT sırasında sıralanır.

LPT Sırası: 6-5-4-3-2-1

$$\sum p_i = 1 + 10 + 11 + 48 + 50 + 53 = 173$$

Önceki bölümlerde açıklanan Teorem 3’e göre çizelgenin optimal olabilmesi için işlerin en az yarısı erken tamamlanmalıdır.

$b = 6/2 = 3$ (LPT sırasına göre 6., 4. ve 2. işler erken tamamlanan işler kümesinde yer almaz)

$$\Delta = P_6 + P_4 + P_2$$

$$= 53 + 48 + 10 = 111$$

$$d = 90$$

$\Delta > d$ olduğundan problem kısıtlıdır, sezgisel uygulanabilir.

Adım 3’e göre başlangıçta;

$$L = d = 90 \text{ ve}$$

$$R = \sum_{i=1}^n p_i - d$$

$$= 173 - 90$$

$$= 83 \text{ olarak atanır.}$$

Adım 4' e göre aşağıdaki gibi atamalar yapılır ve optimal sıra elde edilir.

İŞ	L	R	ATAMA	SIRA
6	$L = 90$	$R = 83$	$L > R$; 6. İş ilk pozisyona atanır.	6 x x x x x
5	$L = 90 - 53 = 37$	$R = 83$	$L \leq R$; 5. İş son pozisyona atanır.	6 x x x x 5
4	$L = 37$	$R = 83 - 50 = 33$	$L > R$; 4. İş ilk pozisyona atanır.	6 4 x x x 5
3	$L = 37 - 48 = -11$	$R = 33$	$L \leq R$; 3. İş son pozisyona atanır.	6 4 x x 3 5
2	$L = -11$	$R = 33 - 11 = 22$	$L \leq R$; 2. İş son pozisyona atanır.	6 4 x 2 3 5
1	$L = -11$	$R = 22 - 10 = 12$	$L \leq R$; 1. İş son pozisyona atanır.	6 4 1 2 3 5

Nihai sıra 6-4-1-2-3-5 olarak elde edilir. Toplam ceza maliyeti ise aşağıdaki gibi olur.

$$f(S) = \sum E_i + \sum T_i = (90-53) + (101-90) + (102-90) + (112-90) + (123-90) + (173-90)$$

$$f(S) = 198.$$

Eğer erken işlerin sayısı $n/2$ değerinden daha büyük olsaydı, çizelgede yer alan son erken iş tam olarak teslim tarihinde tamamlanacak şekilde çizelge geç başlatıldığında amaç fonksiyonu daha da küçültülmüş ve optimal çizelge elde edilmiş olur.

3.2. Farklı Erken Tamamlanma ve Geç Tamamlanma Ceza Maliyetlerine Sahip Kısıtsız Yöntem

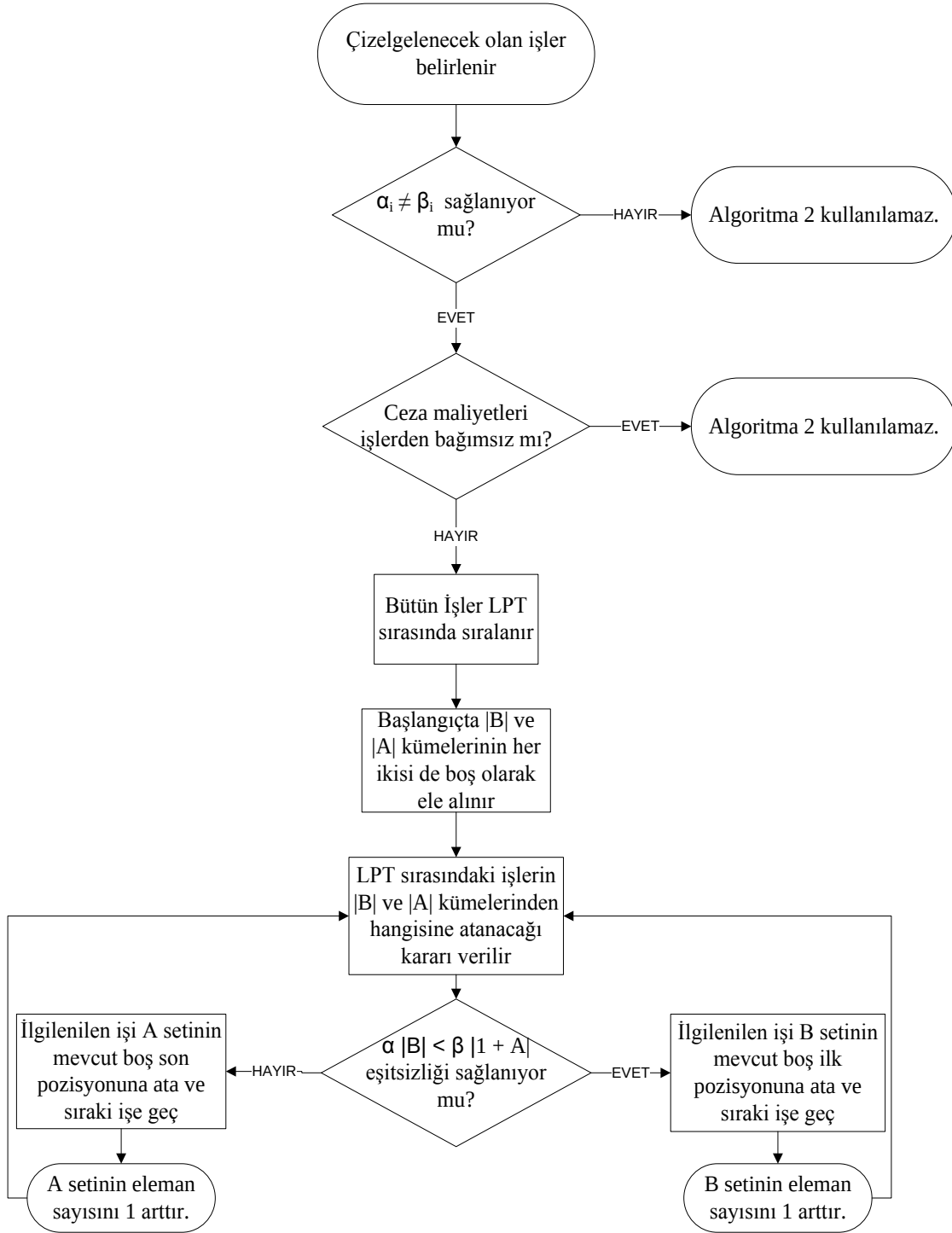
Sundararaghavan ve Ahmed tarafından geliştirilen yöntemde erken tamamlanma ve geç tamamlanma ceza maliyetlerinin birbirine eşit ve 1 olması yöntemin pratikte uygulanabilirliğini kısıtlamaktadır. Çünkü gerçek yaşam problemlerinde erken

tamamlanma ve geç tamamlanma ceza maliyetlerinin birbirine eşit olması muhtemeldir fakat her ikisinin de ceza maliyetinin 1 birim olması aslında bu maliyetlerin amaç fonksiyonuna etkisinin olmadığını göstermektedir. Oysaki gerçek yaşam problemlerinde, işletmeler doğru ve etkin bir üretim çizelgesi elde edilmek için iç kaynaklı faktörlere göre tanımlanan bir α_i değerine ve dış kaynaklı faktörlere göre tanımlanan bir β_i değerine ihtiyaç duymaktadırlar. Bu nedenle α_i ve β_i değerleri 1'den farklı olmasının yanı sıra birbirlerinden bile farklı olabilmektedir.

İlk yöntemde yukarıda tanımlanan bu dezavantajların telafi edilebilmesi için Baker [11] farklı erken tamamlanma ve geç tamamlanma ceza maliyetlerine sahip problemler için “Algoritma 2” adını verdiği yönteme yer vermiştir. Baker’a göre bu yöntemin uygulanabilmesi için problem yapısının kısıtsız olması gerekmektedir. Problemin kısıtsız versiyonu için bir optimal çözümün aşağıdaki özellikleri sağlaması gerekmektedir [11]:

1. Optimal çizelgede hiç atıl zaman olmamalıdır.
2. Tam olarak teslim tarihinde veya teslim tarihinden önce tamamlanan işler LPT sırasında sıralanırken, teslim tarihinden sonra tamamlanan işler SPT sırasında sıralanmalıdır.
3. Bir iş tam olarak teslim tarihinde tamamlanmalıdır.

Bu varsayımlar, optimal bir çizelgenin V şekilli olduğunu tekrar göstermektedir. Farklı erken ve geç tamamlanma ceza maliyetlerine sahip kısıtsız problemler için akış şeması ve algoritma adımları aşağıda sunulduğu gibidir. Burada dikkat edilmesi gereken nokta, erken ve geç tamamlanma ceza maliyetleri birbirinden farklıdır fakat işlerden bağımsız değildir. Yani tek makinede çizelgelenecek olan bütün işler için $\alpha_i = \alpha$ ve $\beta_i = \beta$ ve $\alpha_i \neq \beta_i$ olacaktır.



Şekil 3.3. İşlere bağımlı ve birbirinden farklı erken ve geç tamamlanma ceza maliyetlerine sahip kısıtsız sezgiselin akış şeması

Yöntemin adımları da aşağıda özetlenmiştir:

Adım 1: Öncelikle ceza maliyetlerinin işlere bağımlı ve birbirinden farklı yani $\alpha_i = \alpha$ ve $\beta_i = \beta$ ve $\alpha_i \neq \beta_i$ olduğunun kontrolü yapılır. Aksi takdirde bu sezgisel uygulanamaz.

Adım 2: B seti erken tamamlanan işlerin kümesini ve A seti de geç tamamlanan işlerin kümesini göstermek üzere iki set mevcuttur. $|B|$ ve $|A|$, sırası ile B ve A setlerindeki iş sayılarını göstermek üzere; başlangıçta iki kümenin de boş olduğu varsayılarak, şayet $\alpha |B| < \beta |1 + A|$ ise LPT sırasında takip eden iş B setine değilse A setine atanır. B seti için atamalar baştan sona doğru iken A seti için sondan başa doğrudur. Böylelikle V şekilli bir çizelge elde edilecektir.

Adım 3: İlgilenilen iş hangi sete atandıysa, ilgili setin eleman sayısı bir arttırılır ve Adım 3'e dönülür. Kuyrukta atanmayı bekleyen iş kalmayana kadar Adım 4'e devam edilir.

Adım 4: Erken ve geç tamamlanan işlerin toplam ceza maliyeti hesaplanır.

$$f(S) = \alpha \sum E_i + \beta \sum T_i$$

Daha önceki bölümlerde belirtildiği gibi $d \geq \Delta$ olduğu durumlarda problem kısıtsızdır denilmektedir. $\alpha = \beta$ olan daha basit yapıdaki problemlerde Δ , verilen parametrelerden problemi çözmeden önce hesaplanabilmekteydi. Farklı erken ve geç tamamlanma ceza maliyetlerinin olduğu durumda ise Δ , problem çözülmeden önce hesaplanamamaktadır. Problem çözülüp, erken işler kümesi belirlendikten sonra, erken işler kümesine atanan işlerin işlem zamanları toplamı Δ , ortak teslim tarihi d ' den küçükse problem kısıtsızdır denir.

Çizelge 3.3'te Baker' dan [11] Algoritma 2'nin sayısal bir örnek ile çözümü gösterilmektedir. Ortak teslim tarihine sahip 6 adet iş ve işlem zamanları aşağıdaki gibi verilmiştir. İlgili işlere ait ortak teslim tarihi de 24 olarak belirlenmiştir. $\alpha = 5$ ve $\beta = 2$ olarak verilmiştir.

Çizelge 3.3. Algoritma 2 sezgiseli örneği

İşler	1	2	3	4	5	6
p_i	1	3	4	6	7	9

Problemde $\alpha_i = \alpha$ ve $\beta_i = \beta$ ve $\alpha_i \neq \beta_i$ olarak verildiği için eğer veriler problemin kısıtsız yapıda olmasını da destekliyorsa Algoritma 2 kullanılabilir. Kısıtlılık kontrolü için öncelikle işler LPT sırasında sıralanır.

LPT Sırası: 6-5-4-3-2-1

Adım 3'e göre başlangıçta;

$$B = \emptyset$$

$$A = \emptyset$$

Adım 4' e göre aşağıdaki gibi atamalar yapılır ve optimal sıra elde edilir.

İŞ	B	A	α	β	$\alpha B $	$\beta 1 + A $	Atama
6	0	0	5	2	0	2	6-x-x-x-x-x
5	1	0	5	2	5	2	6-x-x-x-x-5
4	1	1	5	2	5	4	6-x-x-x-4-5
3	1	2	5	2	5	6	6-3-x-x-4-5
2	2	2	5	2	10	6	6-3-x-2-4-5
1	2	3	5	2	10	8	6-3-1-2-4-5

$$B = \{6, 3\}$$

$$A = \{1, 2, 4, 5\}$$

$$\Delta = P_6 + P_3 = 9+4 = 13$$

$$\Delta = 13$$

$$d = 24$$

$\Delta < d$ olduğundan problem kısıtsızdır ve çözüm uygundur.

Nihai sıra 6-3-1-2-4-5 olarak elde edilir. Elde edilen çizelge, tam olarak teslim tarihinde tamamlanan bir iş olmadığı için optimal değildir. Çizelgenin optimal olabilmesi için erken tamamlanan son iş tam olarak teslim tarihinde tamamlanacak şekilde çizelge geç başlatılır. Bu durumda ilk işin 11. zaman biriminde başlaması gerekmektedir.

Toplam ceza maliyeti ise aşağıdaki gibi olur.

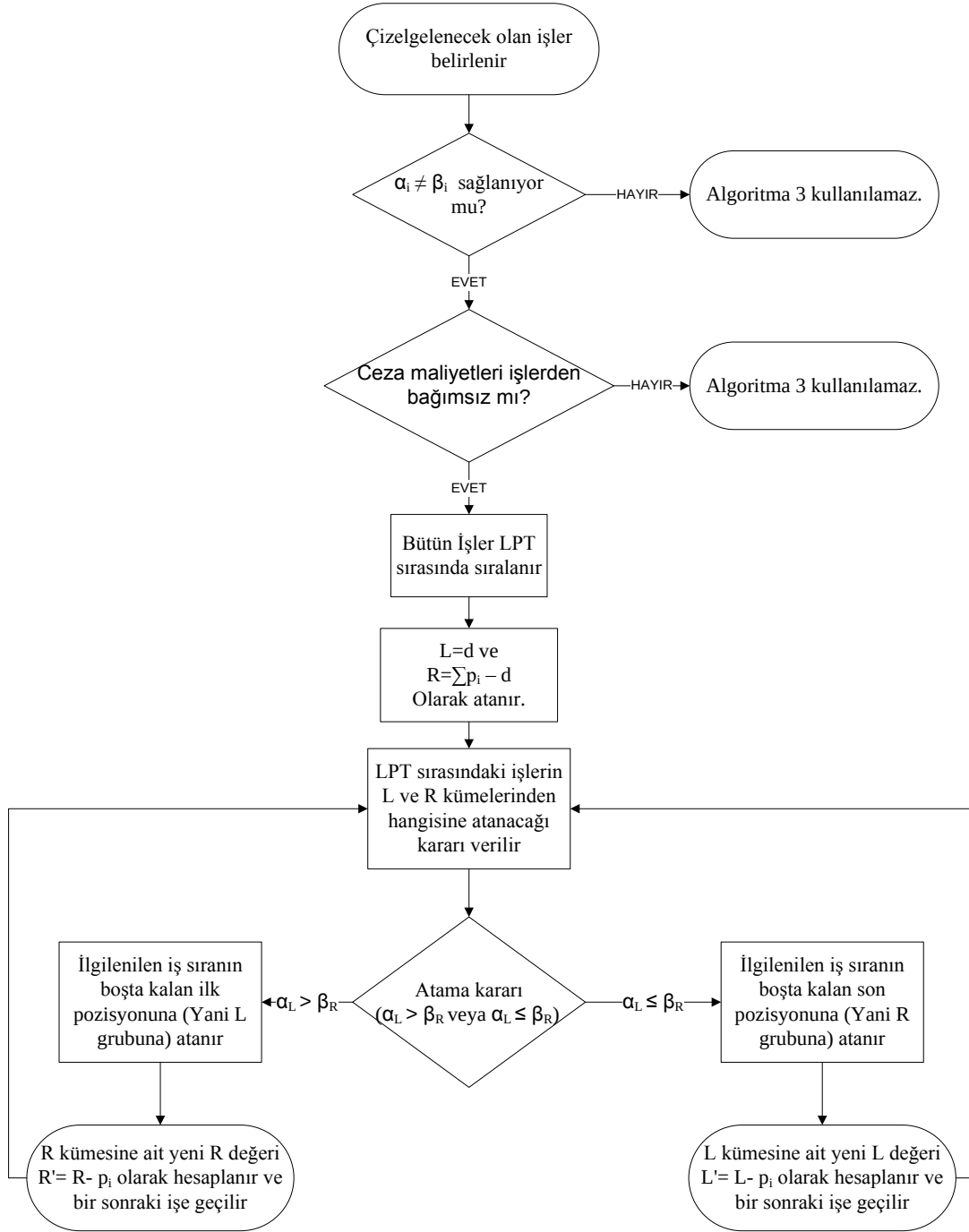
$$f(S) = \alpha \sum E_i + \beta \sum T_i$$

$$f(S) = 5*[(24-20)+(24-24)] + 2*[(25-24)+(28-24)+(34-24)+(41-24)]$$

$$f(S) = 84$$

3.3. İşlerden Bağımsız Erken ve Geç Tamamlanma Cezalarının Olduğu Kısıtlı Yöntem

Sundararaghavan ve Ahmed tarafından geliştirilen yöntemde erken ve geç tamamlanma ceza maliyetlerinin birbirine eşit ve 1 olması, ikinci yöntemde ise birbirinden farklı fakat işlere bağımlı olması ve yalnızca teslim tarihi tarafından kısıtlandırılmayan problemlerde uygulanabilir olması gibi nedenlerle ilk iki yöntem pratik uygulamalarda çözüm üretmeye yetersiz görülmektedir. Baker kitabında, yukarıda bahsedilen iki yöntemin harmanlanıp yeni bir yöntem elde edilebileceğinden bahsetmiştir. Bu nedenle çözümü daha zor olan kısıtlı problemlerde uygulanabilen ve erken ve geç tamamlanma ceza maliyetlerinin işlerden bağımsız olduğu üçüncü bir sezgisel yöntem Baker'ın kitabından esinlenilerek aşağıda açıklandığı şekilde oluşturulmuştur. Önerilen yöntemde her bir işin kendisine ait α_i ve β_i ceza maliyetlerine sahip olmasına olanak tanınır. Bu yöntem önceki yöntemin avantajlı özelliklerinin birleştirilmesi ile elde edilir. Diğer yöntemlerde olduğu gibi yöntemin kısıtlı yapıda mı kısıtsız yapıda mı olduğunun kontrolü yapıldıktan sonra eğer işlerden bağımsız α_i ve β_i değerleri mevcutsa aşağıdaki akış şemasında ve algoritma adımlarında tarif edildiği şekilde uygulanabilmektedir. Çalışma boyunca bu yöntem Algoritma 3 olarak isimlendirilecektir.



Şekil 3.4. İşlerden bağımsız ve birbirinden farklı erken ve geç tamamlanma ceza maliyetlerine sahip kısıtlı sezgiselin akış şeması

Sezgisel yöntemin adımları da aşağıda özetlenmiştir:

Adım 1: Öncelikle erken tamamlanma ve geç tamamlanma ceza maliyetlerinin birbirinden farklı ve işlerden bağımsız olduğunun kontrolü yapılır. Aksi takdirde bu sezgisel uygulanamaz.

Adım 2: Eğer Adım 1 sağlanıyorsa, bütün işler LPT sırasında sıralanır.

Adım 3: Erken işler (L) kümesinin sınırları başlangıçtan ortak teslim tarihine kadar kabul edilir ve $L = d$ olarak atanır. Benzer şekilde geç işler (R) kümesinin sınırları da teslim tarihinden sonra en son işin tamamlanma zamanına kadar kabul edilir ve $R = \sum_{i=1}^n p_i - d$ olarak atanır. Başka bir ifade ile L, teslim tarihi öncesinde çizelgeleme yapılabilecek mevcut zamanı ve R’de teslim tarihinden sonraki planlama yapılabilecek mevcut zamanı ifade etmektedir.

Adım 4: Bu ifadeler ışığında çizelge uçlardan ortaya doğru doldurulmaya başlanır. Yani V şekilli bir çizelge elde etmek için erken işler sol baştan atanır geç işler de sağ sondan atanır. LPT sırasındaki ilgilenilen iş için;

Eğer $\alpha * L > \beta * R$ ise ilgilenilen iş sıranın boşta kalan ilk pozisyonuna (Yani L grubuna);

Eğer $\alpha * L \leq \beta * R$ ise ilgilenilen iş sıranın boşta kalan son pozisyonuna; (Yani R grubuna) atanır.

Adım 5: Atama gerçekleştirildikten sonra, ilgilenilen iş hangi gruba atandıysa, ilgili gruba ait mevcut zamandan ilgilenilen işin işleme süresi çıkartılır ve yeni L' ve R' değerleri hesaplanır.

Eğer iş L grubuna atandıysa erken işler için kalan mevcut zaman $L' = L - p_i$ olur.

Eğer iş R grubuna atandıysa geç işler için kalan mevcut zaman $R' = R - p_i$ olur.

Adım 4’e geri dönülür ve çizelgelenecek iş kalmayana kadar bu adımlar devam ettirilir.

En iyi çizelgede sıradaki b. iş d’de tamamlanır. Burada b, Y_i teslim tarihi cezasını belirtmek üzere, $\sum_{i=1}^b (\alpha_i + \beta_i) \geq \sum_{i=1}^n (\beta_i - Y_i)$ eşitsizliğini sağlayan en küçük tamsayıdır. Bir önceki yöntemde de anlatıldığı gibi, b değeri problemi çözmeden hesaplanamamaktadır. Problem çözülüp, erken işler kümesi belirlendikten sonra, $d < \Delta$ ise problem kısıtlıdır denir ve elde edilen çizelgeden toplam ceza maliyeti aşağıdaki gibi hesaplanır.

$$f(S) = \sum \alpha_i * E_i + \sum \beta_i * T_i$$

Çizelge 3.2’de yer alan Sundararaghavan ve Ahmed yönteminin nasıl uygulanacağını gösteren sayısal örnek verilerinde, ortak teslim tarihi $d = 60$ ve α ve β değerlerini işlerden bağımsız olarak ele alınırsa, yöntemin örnek çözümü aşağıda sunulduğu gibi olacaktır.

Çizelge 3.4. Algoritma 3 için sezgisel örnek

İşler	1	2	3	4	5	6
p_i	1	10	11	48	50	53
α_i	2	3	5	1	2	4
β_i	1	4	8	2	1	1

Adım 3’e göre başlangıçta;

$$L = d = 60 \text{ ve}$$

$$R = \sum_{i=1}^n p_i - d$$

$$= 173 - 60$$

$$= 113 \text{ olarak atanır.}$$

Adım 4’ e göre aşağıdaki gibi atamalar yapılır ve optimal sıra elde edilir.

İŞ	L	R	α_i	β_i	$\alpha_i * L$	$\beta_i * R$	SIRA
6	$L = 60$	$R = 113$	4	1	240	113	6-x-x-x-x-x
5	$L = 60 - 53 = 7$	$R = 113$	2	1	14	113	6-x-x-x-x-5
4	$L = 7$	$R = 113 - 50 = 63$	1	2	7	126	6-x-x-x-4-5
3	$L = 7$	$R = 63 - 48 = 15$	5	8	35	120	6-x-x-3-4-5
2	$L = 7$	$R = 15 - 11 = 4$	3	4	21	16	6-2-x-3-4-5
1	$L = 7 - 10 = -3$	$R = 4$	2	1	-6	4	6-2-1-3-4-5

$$L = \{6, 2\}$$

$$R = \{1, 3, 4, 5\}$$

$$\Delta = P_6 + P_2 = 53 + 10$$

$$\Delta = 63$$

$$d = 60$$

$d < \Delta$ olduğundan problem kısıtlıdır ve çözüm uygundur.

Nihai sıra 6-2-1-3-4-5 olarak elde edilir. Toplam ceza maliyeti ise aşağıdaki gibi olur.

$$f(S) = \sum (\alpha_i * E_i) + \sum (\beta_i * T_i)$$

$$f(S) = 408.$$

Elde edilen çizelge, tam olarak teslim tarihinde tamamlanan bir iş olmadığı için optimal değildir. Çizelgedeki ilk iş olan 6. iş, son erken iş olan 2. iş tam olarak teslim tarihinde tamamlanacak şekilde çizelge planlanan başlangıç tarihinden 3 birim zaman erken başlatılabilirse optimal olacaktır. Bu durumda 2. iş tam olarak 60. zaman biriminde tamamlanacaktır ve toplam ceza maliyeti 367 olarak elde edilecektir.

Gerçek yaşam problemlerinde işlere ait işlem süreleri kontrol edilemeyen sebeplere bağlı olarak değişkenlik gösterebilmektedir. Bu çalışmada gerçek yaşam problemlerine daha gerçekçi ve uygulanabilir çözüm önerileri sunmak adına geleneksel deterministik çözüm yöntemleri yerine bulanık ortamlarda, belirsizliklerle baş edebilen çözüm önerileri sunularak literatüre katkıda bulunulması amaçlanmıştır. Bu bağlamda izleyen bölümde kısaca bulanık mantık kavramlarından bahsedilip akabinde bulanık ortamda çizelgeleme yöntemleri anlatılacaktır.

4. BULANIK MANTIK

4.1. Bulanıklık Kavramı

Gerçek dünya karmaşıktır. Bu karmaşıklık genel olarak belirsizlik, bilgi eksikliği, kesin düşünceden yoksunluk ve karar verme zorluklarından kaynaklanır. Genel olarak değişik biçimlerde ortaya çıkan karmaşıklık ve belirsizlik gibi özelliklere sahip tam ve kesin olmayan bilgi kaynaklarına bulanık (fuzzy) kaynaklar adı verilir [34].

Gerçek sistemlerde ölçüm hatası, sistemlerin karmaşıklığı, bilgi eksikliği ve doğal dilin esnekliğinden dolayı veriler her zaman tam ve kesin olarak elde edilemezler. Bu da beraberinde belirsizliği getirir. Belirsiz durumları içeren problemlerin çözümünde klasik matematiksel yöntemler yetersiz kalmıştır [75]. Matematik deyince ilk akla gelen kesinliktir. Halbuki günlük hayatta konuşmalarımız arasında belirsizlik içeren, orta yaşlı insan, uzun zaman, pahalı araba, yüksek bina gibi anlamı kişiden kişiye ve duruma göre değişen çok kelimeler kullanılır. Klasik mantığın tanımlayamadığı bu tür belirsizlikler çoğunlukla bilimsel olmayan bir şey olarak kabul görmesine rağmen, 19. yüzyılın başlarında bu tür belirsizlikler üzerine bir çok filozof kafa yormuşlardır. Einstein bu durumu şu şekilde ifade etmiştir: “Matematiğin kavramları kesin oldukları sürece gerçeği yansıtmazlar, gerçeği yansıttıkları sürece de kesin değildir”. 1920’lerde Heisenberg ortaya ilk belirsizlik kavramını atarak bilimi çok değerliliğe zorlamıştır. 1930’ların başlarında Lukasiewicz ilk üç-değerli mantık sistemini ve aynı dönemlerde kuantum filozofu Black’da sürekli değerlere sahip mantığı tanımladı. Pek az batılı filozof çok değerliliği benimsemesine rağmen, Lukasiewicz, Gödel ve Black, ilk çok değerli mantık ve kümeler üzerine teorik olarak çalışmalarını sürdürdüler, ancak kendilerine bir uygulama alanı bulamadılar. Belirsizliğin, modern anlamda matematiksel olarak modellenmesinde önemli bir dönüm noktası, 1965’te California Berkeley Üniversitesi’nden Azeri kökenli Amerikalı Matematikçi Lutfi Askerzade Zadeh’in bulanık mantık (fuzzy logic) ve dolayısıyla bulanık küme teorisini tanımlamasıyla başlamıştır [22, 24].

Temelde olasılık kuramı ve yapay zekâ teorileri üzerine oturmuş olan bulanık mantık, matematik modellemenin gerçek olaylara uyarlanması şeklinde yorumlanabilir. Bulanık mantık; “açık/kapalı; soğuk/sıcak; hızlı/yavaş gibi ikili denetim değişkenlerinden oluşan

klasik mantık dünyasını, az açık/az kapalı, serin/ılık, biraz hızlı/biraz yavaş gibi gerçek niteleyicilere belli üyelik dereceleri atayarak, olayları gerçeğe yakın tanımlamayı ve gerçek dünyayı daha yaklaşık temsil eden sistemler oluşturmayı başarmıştır.

Bulanık kuramının merkez kavramı bulanık kümeleridir. Küme kavramı kulağa biraz matematiksel gelebilir ama anlaşılması kolaydır. Örneğin “orta yaş” kavramını inceleyerek olursak, bu kavramın sınırlarının kişiden kişiye değişiklik gösterdiğini görürüz. Kesin sınırlar söz konusu olmadığı için kavramı matematiksel olarak da kolayca formüle edemeyiz. Ama genel olarak 35 ile 55 yaşları orta yaşlılık sınırları olarak düşünülebilir. Bu kavramı grafik olarak ifade etmek istediğimizde karşımıza bir eğri çıkacaktır. Bu eğriye “aitlik eğrisi” adı verilir ve kavram içinde hangi değerin hangi ağırlıkta olduğunu gösterir. Bir bulanık kümesi kendi aitlik fonksiyonu ile açık olarak temsil edilebilir. Aitlik fonksiyonu 0 ile 1 arasındaki her değeri alabilir. Böyle bir aitlik fonksiyonu ile “kesinlikle ait” veya “kesinlikle ait değil” arasında istenilen incelikte ayarlama yapmak mümkündür. Klasik matematiksel yöntemlerle karmaşık sistemleri modellemek ve kontrol etmek işte bu yüzden zordur, çünkü veriler tam olmalıdır. Bulanık mantık kişiyi bu zorunluluktan kurtarır ve daha niteliksel bir tanımlama olanağı sağlar. Bir kişi için 38,5 yaşında demektense sadece orta yaşlı demek birçok uygulama için yeterli bir veridir. Böylece azımsanamayacak ölçüde bir bilgi indirgenmesi söz konusu olacak ve matematiksel bir tanımlama yerine daha kolay anlaşılabilen niteliksel bir tanımlama yapılabilecektir.

Doğal lisan, insanlar arasında iletişimin ve bilgi alışverişinin en güçlü aracıdır. Doğal lisandaki belirsizliğe rağmen insanlar diğerlerinin yaklaşımlarını ve fikirlerini anlamakta fazla zorlanmazlar. Bir bilgisayarla bir insanın iletişimine gelince, yüksek kesinlikte komutlar söz konusu olduğu için durum bu kadar kolay değildir [26]. Bulanık mantıkta bulanık kümeleri kadar önemli bir diğer kavramda dilsel (lengüistik) değişken kavramıdır. Dilsel değişken “sıcak” veya “soğuk” gibi kelimeler ve ifadelerle tanımlanabilen değişkenlerdir. Bir değişkenin değerleri bulanık kümeleri ile ifade edilir. Örneğin oda sıcaklığı dilsel değişken için “sıcak”, “soğuk” ve “çok sıcak” ifadelerini alabilir. Bu üç ifadenin her biri ayrı ayrı bulanık kümeleri ile modellenir [74].

Bulanık sistemlerin, doğrusal olmayan karmaşık süreçlerin modellenmesini tatmin edici doğruluk derecelerinde başardığı gösterilmiştir. Bu sebeple farklı fen bilimleri ve mühendislik alanlarından birçok araştırmacının yükselen ilgisiyle karşı karşıyadır. Bulanık

sistemlerin uygulama alanlarının sayısı ve genişliği, tüketim ürünlerinden endüstriyel kontrol sistemlerine, medikalden bilişim sistemlerine kadar geniş bir yelpazede her geçen gün artmaktadır. Bulanık mantığın sağladığı en büyük fayda ise “insana özgü tecrübe ile öğrenme” olayının kolayca modellenebilmesi ve belirsiz kavramların bile matematiksel olarak ifade edilebilmesine olanak tanınmasıdır. Bu nedenle lineer olmayan sistemlere yaklaşım yapabilmek için özellikle uygundur.

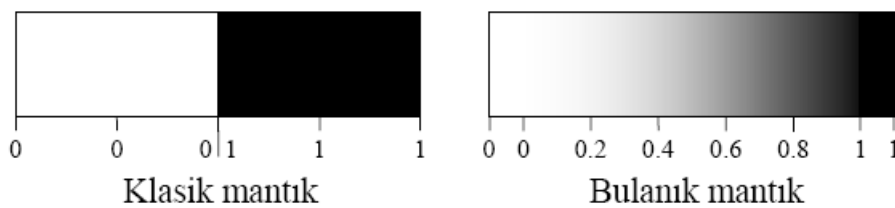
Bulanık mantık konusunda yapılan araştırmalar Japonya’da oldukça fazladır. Özellikle “fuzzy process controller” olarak isimlendirilen özel amaçlı bulanık mantık mikroişlemci çipinin üretilmesine çalışılmaktadır. Bu teknoloji fotoğraf makineleri, çamaşır makineleri, klimalar ve otomatik iletim hatları gibi uygulamalarda kullanılmaktadır. Bundan başka uzay araştırmaları ve havacılık endüstrisinde de kullanılmaktadır. TAI’de araştırma gelişme kısmında bulanık mantık konusunda çalışmalar yapılmaktadır. Yine bir başka uygulama olarak otomatik cıvatalamaların değerlendirilmesinde bulanık mantık kullanılmaktadır. Bulanık mantık yardımıyla cıvatalama kalitesi belirlenmekte, cıvatalama tekniği alanında bilgili olmayan kişiler açısından konu şeffaf hale getirilmektedir. Burada bir uzmanın değerlendirme sınırlarına erişilmekte ve hatta geçilmektedir. Bulanık mantık, karışık endüstriyel proseslerin ve metro sistemlerinin kontrolünde, uzman sistemlerin tasarımında kazançlı bir araç olarak ortaya çıkmıştır. Bulanık mantık ilk olarak Amerika’da keşfedilmiş olmasına rağmen teknolojinin hızlı ilerleyişi Japonya’dan başlayıp tekrar Amerika’ya ve Avrupa’ya ulaşmıştır. Bulanık mantık hala Japonya’da hızlı bir ilerleme seyri sürdürmektedir. Basit bulanık kontrol kurallarının kullanıldığı uygulamalarda 'fuzzy' kelimesi pazarlamada anahtar kelime durumuna gelmiş durumdadır. İçinde 'fuzzy' kelimesi geçmeyen elektronikle alakalı makaleler ilgi görmemektedir. En ilginç örneklerinden biri de üzerinde 'fuzzy logic' yazan tuvalet kağıtlarının bile mevcut olması olarak gösterilebilir. Bugün bulanık mantık başta elektronik eşya sanayi, robot sanayi, fizyoloji, tıp, ekonomi, biyoloji, istatistik, matematik vb. birçok alanda kontrol mekanizmaları ve karar destek sistemlerinin (KDS) oluşturulması, verilerin sınıflandırılması ve modelleme gibi farklı amaçlar doğrultusunda kullanılmaktadır. Japonya’da bulanık mantık araştırmaları dev bir bütçeyle desteklenmektedir. Avrupa’da ve Amerika’da çalışmalar bu muhteşem Japon başarısını yakalama yönünde sürdürülmektedir.

Guiffrida ve Nagi (1998) yapmış oldukları çalışmalarında, bulanık küme teorilerinin üretim yönetiminde akış tipi atölye çizelgeleme, kalite yönetimi, kabul örnekleme,

istatistiksel süreç kontrolü, proje çizelgeleme, tesis yerleşimi, üretim ve stok planlama, tahmin yöntemleri, zaman serileri ve regresyon analizi gibi pek çok uygulama alanı bulunduğunu göstermişlerdir ve bu alanda yapılan çalışmaları özetlemişlerdir [35]. Benzer şekilde Kahraman, Gülbay ve Kabak (2006) da yapmış oldukları çalışmalarında bulanık küme uygulamalarının endüstri mühendisliğindeki kullanım alanlarını özetlemişlerdir [47].

4.2. Bulanık Kümeler

Bulanık kümelerinin temel mantığı oldukça basittir. Klasik (bulanık olmayan, kesin) kümelerde bir eleman o kümeye ya aittir ya da değildir. Başka bir ifadeyle bir nesnenin bir kümeye aitlik derecesini gösteren "üyelik derecesi" ya "birdir" ya da "sıfırdır". Klasik küme teorisinde bir öğeden diğerine geçiş kesin ve ani değişen üyelik dereceleri ile gerçekleşir. Ancak bulanık kümelerde üyelikten üye olmamaya dereceli geçiş söz konusudur. Her elemanına $[0,1]$ aralığında bir üyelik değeri atayan bulanık küme, klasik kümelerin genelleştirilmiş bir halidir. Bir bulanık kümenin üyelik fonksiyonu tanım kümesindeki bütün elemanları, çoğunlukla birim aralık olarak kabul edilen bir aralığa atar. Zadeh 1965 yılında yayınladığı "Fuzzy Sets" başlıklı makalesinde bulanık kümeyi $[0-1]$ aralığında değişen üyelik derecelerine sahip nesneler kümesi olarak tanımlamıştır. Buna göre bir elemanın bulanık kümedeki üyelik derecesinin bir mutlak değer olmadığı ve $[0-1]$ arasında bir "aralık değer" olduğu ifade edilmektedir. Bilinen klasik küme teorisine göre ise bir elemanın alabileceği üyelik dereceleri 0 ve 1'dir. Yani, bir eleman kümenin ya elemanıdır (1) ya da değildir (0) [67]. Bulanık kümeler siyah-beyaz arasındaki tüm gri tonları kabul ederken klasik küme teorisi için siyah ve beyaz vardır, aradaki tonlar yoktur. Buna göre ikili mantık üyeliği tanımlarken 0 veya 1 gibi ikili sayı sistemi (Binary digit, Bit) kullanırken bulanık mantık 0 ve 1 arasında sürekli değerleri yani bulanık sayıları (Fuzzy digitleri, Fit) kullanmaktadır.



Şekil 4.1. Klasik ve bulanık mantığın şekilsel ifadesi

Klasik mantık ile bulanık mantık arasındaki farkı en açık şekilde iki mantık sisteminin temelini oluşturan, kullandıkları küme teorilerini incelemekte görebiliriz. Klasik ikili mantığın dayandığı standart küme teorisinde, herhangi bir nesne bir kümeye ya aittir ya da değildir. Bunun ortası yoktur. Yani bir nesnenin bir kümeye aitlik derecesini gösteren "üyelik derecesi" ya "birdir" ya da "sıfırdır". Oysaki bulanık mantığın kullanıldığı "bulanık" ya da başka bir deyişle "çok değerli" kümelerde nesneler bulanık bir kümeye ve bu kümenin tümleyeni olan kümeye aynı anda sonsuz farklı derecelerde ait olabilir. Buradaki tek sınırlama bu iki üyelik derecesinin toplamının bir olması gerektiğidir [77].

Bulanık kümeler nesnelerin %100 üye olup-olmadığı özel durumlar için klasik kümenin özelliklerini taşır ve klasik küme teorisi işlemleri uygulanabilir. Önemli bir nokta da bulanık kümedeki üyelik derecelerinin olasılık yüzdeleriyle aynı şey olmadığıdır. Olasılığı gösteren sayılar bir şeyin olup olmayacağını ölçtüdür. Bulanık sayıların üyelik dereceleri ise bir olayın ne dereceye kadar olduğunu, bir koşulun ne dereceye kadar gerçekleştiğini gösterir. Sabah hava %30 olasılıkla serin olacak önermesi sabah havanın serin olma ihtimalini gösterir; sabah hava %30 serindi veya hava %30 serin gibi ifadeler ise geçmişte veya o andaki havanın serinlik derecesini göstermektedir. Üyelik derecesi daha çok bir olayın benzerlik derecesini ifade ederken, olasılık olma sıklığını gösterir [74].

Özetle klasik kümeler ve bulanık kümeler arasındaki temel farklar:

- a) Klasik ve bulanık kümeler arasında en önemli fark, klasik kümeler her zaman bir üyelik fonksiyonuna sahipken bulanık kümeler sonsuz sayıda üyelik fonksiyonu tarafından temsil edilebilirler.
- b) Bu durum bulanık kümelerin belirli bir duruma en esnek bir biçimde uygulanabilmesini sağlar. Klasik kümelerde bir kümeden diğerine geçiş keskin ve aniden değişen üyelik dereceleri sayesinde olmaktadır. Ancak, bulanık kümelerde bu geçiş yumuşak ve sürekli bir şekilde olmaktadır. Bu geçişte belirsizlik, hayal gücü, sezgi gibi görüşler etkili olmaktadır.
- c) Bulanık küme değişik üyelik derecesinde üyeleri olan bir topluluktur. Klasik kümelerde bir öğenin kümeye ait olabilmesi için üyelik derecesinin mutlaka 1'e eşit olması gerekirken, bulanık kümede ise neredeyse bütün üyelerin değişik derecelerde kümeye ait olmaları mümkündür. Ayrıca, bir bulanık küme öğesi aynı değişken

özelliğine sahip olmak üzere, farklı bir üyelik değeriyle başka bir kümenin de ögesi olabilir.

- d) Klasik küme teorisinde, bir eleman bir kümeye kesin olarak ya girer ya da girmez. İkisinin ortasında bir durumdan söz edilemez. Bulanık küme teorisi ise, elemanların farklı üyelik dereceleriyle birden fazla kümeye girmesini sağlayan, klasik küme teorisinin genişletilmiş versiyonudur. Üyelik fonksiyonları bir elemanın bir kümeye ne kadar ait olduğunu gösteren değerlerdir. 0 olması durumu, elemanın kümeye ait olmadığını, 1 olması durumu ise kesin olarak ait olduğunu gösterir. 1'e yakın değerler elemanın yüksek derecede kümeye ait olduğunu, 0 yakın değerlerde ise düşük derecede ait olduğunu gösterir. Tanımlanan üyelik derecelerinin her bir bulanık dilsel ifade için üç temel özelliği sağlaması gerekmektedir. Bu özellikler:

1. Bulanık kümenin normal olmasıdır ki; bunun için en azından o kümede bulunan elemanlardan bir tanesinin en büyük üyelik derecesi olan 1'e sahip bulunması gerekliliğidir.
2. Bulanık kümenin monoton olması gerekir ki bunun anlamı üyelik derecesi 1'e eşit olan elemana yakın sağda ve soldaki elemanların üyelik derecelerinin de 1'e yakın olmasıdır.
3. Üyelik derecesi 1'e eşit olan elemandan sağa ve sola eşit mesafede hareket edildiği zaman bulunan elemanların üyelik derecelerinin birbirine eşit olmasıdır ki buna da bulanık kümenin simetrik özelliği adı verilir.

- e) Klasik kümelerle bulanık kümelerin arasındaki önemli farklardan bir tanesi, klasik kümelerin sadece bir tane dikdörtgen üyelik derecesi fonksiyonu bulunmasına karşılık, bulanık kümenin yukarıdaki üç şarttan ilk ikisini mutlaka sağlayacak biçimde değişik üyelik derecesi fonksiyonlarına sahip olmasıdır. Buradan üyelik derecesi fonksiyonlarının mutlaka simetrik olma özelliğini sağlaması gerekmediği anlaşılabılır [61].

U, elemanları "x" ile gösterilen bir evrensel küme olarak tanımlansın. U'nun klasik bir alt kümesi olan A için üyelik, μ_A karakteristik fonksiyonu ile gösterilir ve $\{ 0,1 \}$ arasında aşağıdaki gibi değişmektedir:

$$\mu_A(x) = \begin{cases} 1 & \text{Eğer } x \in A \text{ ise} \\ 0 & \text{Aksi durumlarda} \end{cases}$$

Zadeh'in 1965 yılında yayınladığı bulanık mantık teorisini ortaya attığı ilk makalesinde, eğer küme değerinin gerçekten $[0, 1]$ aralığında olmasına izin verilirse, A kümesi "Bulanık Küme" olarak isimlendirilir. $\mu_A(x)$, x in A kümesi içindeki üyelik derecesidir ve $\mu_A(x)$ 'in bire yakın değerleri için x'in A kümesine üyeliği artar [61].

Elemanları x olan bir X evrensel kümesi düşünelim. $X = \{x_1, x_2, \dots, x_n\}$. Burada evrensel küme, incelenecek olayın tüm olabilir sonuçlarının bulunduğu kümedir. X kümesinde tanımlı A bulanık kümesi evrensel kümenin bir alt kümesidir ve $A = \{x, \mu_A(x)\}$, $\forall x \in X$ gibi çiftler kümesi biçiminde gösterilir [75].

Bulanık küme alanları kesikli veya sürekli olabilir. Zadeh'in simgesel gösteriminde, $X = \{x_1, x_2, x_3, \dots, x_n\}$ ise sonlu alana sahip bir A bulanık kümesi aşağıdaki gibi ifade edilir:

$$A = \mu_A(x_1) / x_1 + \mu_A(x_2) / x_2 + \dots + \mu_A(x_n) / x_n$$

Eğer A bulanık kümesinin elemanları kesikli ise;

$$A = \sum_{i=1}^n \mu_A(x_i) / x_i = \mu_A(x_1) / x_1 + \mu_A(x_2) / x_2 + \dots + \mu_A(x_n) / x_n$$

Sürekli ise;

$$A = \int_x^{\infty} \mu_A(x) / x$$

şeklinde gösterilir [5, 26, 75]. Burada sigma ve integral işaretlerinin matematiksel bir anlamı yoktur. Birlikteliği gösterirler. $\mu_A(x)$; A bulanık kümesinin üyelik fonksiyonudur. Bu fonksiyonun alacağı değere de x elemanının A bulanık kümesindeki üyelik değeri denir.

Bu kavramları şu örnekle daha açık hale getirmek mümkündür. Aynı uzunluğa sahip dört erkek öğrenciden oluşan bir örnek uzay verilsin.

$U = \{\text{Ahmet, Hasan, Hüseyin, Mehmet}\}$ öğrencilerin ağırlıkları ise aşağıdaki gibi olsun.

Ahmet (56 kg)

Hüseyin (66 kg)

Hasan (74 kg)

Mehmet (82 kg)

“Şişman erkek öğrenciler” önermesi ele alındığında, şişman erkek öğrenciler kümesine dahil olan öğrencilerden bulanık bir küme oluşturulması gerekir. Ancak bu önerme “şişman” bulanık kavramını içermektedir. İsmi geçen öğrencilerden hangilerinin bu bulanık kümenin elemanı olacağı; öğrencilerin bulunduğu coğrafyadan, ait oldukları etnik gruba kadar geniş bir aralıkta değişen kriterlerin etkisine bağlıdır. Uzman görüşü gerektirmeyecek genel bir konu olduğu için, keyfi olarak yapılan bir değerlendirme ile öğrencilerin bu kümeye aitlik dereceleri aşağıdaki gibi gösterilebilir.

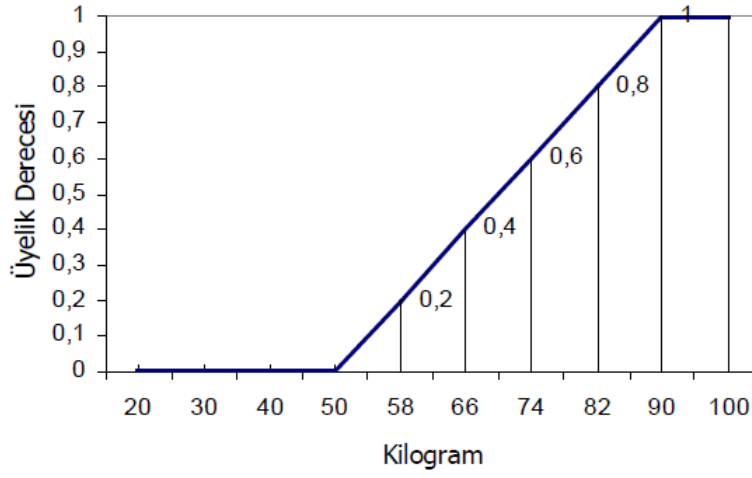
$$B = \{(\text{Ahmet}, 0,2), (\text{Hüseyin}, 0,4), (\text{Hasan}, 0,6), (\text{Mehmet}, 0,8)\}$$

veya eşitlik gösteriminde;

$$B = 0,2 / \text{Ahmet} + 0,4 / \text{Hüseyin} + 0,6 / \text{Hasan} + 0,8 / \text{Mehmet}$$

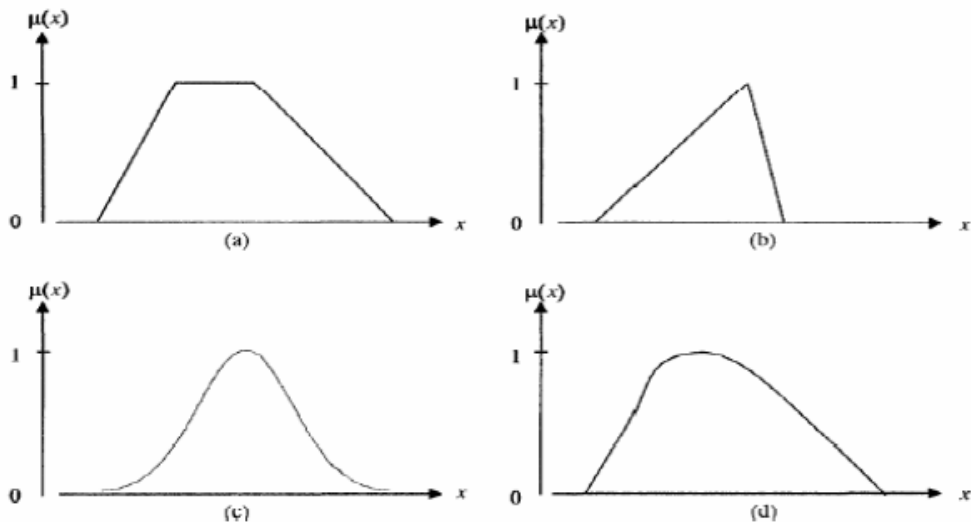
B bulanık kümesinin üyelik derecelerini göstermek için aşağıdaki gibi bulanık küme teorisinde üyelik fonksiyonu olarak adlandırılan bir $\mu(x)$ fonksiyonu çizilebilir [61].

Şişman Erkek Öğrenciler Bulanık Kümesi Üyelik Fonksiyonu



Şekil 4.2. Şişman öğrenciler örneği için $\mu(x)$ üyelik fonksiyonu grafiği

Çoğu durumunda, bulanık kümeler sürekli alanlardan oluşmaktadır. Bu durumda üyelik fonksiyonları için matematiksel fonksiyonlar ve grafikler tanımlanır. Literatürde en sık kullanılan üyelik fonksiyonları üçgen, yamuk, s-şekilli ve gauss fonksiyonları olarak belirlenmiştir [26].



Şekil 4.3. Yaygın olarak kullanılan üyelik fonksiyonları (a) Yamuk şekilli (b) Üçgen şekilli (c) Gauss üyelik fonksiyonu (d) Çan şekilli

4.3. Bulanık Kümelerde Temel Tanımlar

Bulanık kümenin desteği: X evreninde tanımlı A bulanık kümesinin desteği, üyelik derecesi sıfırdan farklı olan tüm elemanların oluşturduğu kesin alt kümedir [75, 76].

$Supp(A) = \{x \mid \mu_A(x) > 0\}$ eşitliği ile tanımlanır.

Bulanık kümenin tümleyeni: A bulanık kümesinin tümlemeyeni ($\bar{A}$), A kümesinin değili olarak anlaşılabilir. Bulanık A kümesinin tümleyeni,

$$\bar{A} = \{ \forall x \in E \mid \mu_{\bar{A}}(x) = 1 - \mu_A(x) \}$$

şeklinde gösterilir. Burada görüldüğü gibi üyelik dereceleri 1'e tamamlanarak tümleme işlemi gerçekleştirilmektedir [61, 76].

Klasik kümelerde bir kümenin tümleyeni ile birleşimi evrensel kümeye eşittir ve kesişimi de boş küme olur. Ancak bu iki durum bulanık kümeler için geçerli değildir. Ortanın dışlanması ilkesi ve üçüncü şıkkın olanaksızlığı ilkesi olan bu özellikler bulanık küme teorisinin en önemli ayırt edici özellikleridir [26].

Örneğin; A ve B

$$A = \{0/0 + 0,5/3 + 1/6 + 0,5/9 + 0/12\}$$

$$B = \{0/6 + 0,5/9 + 1/12 + 0,5/15 + 0/18\}$$

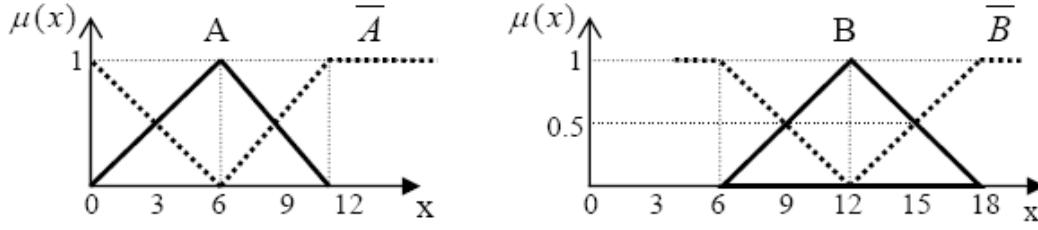
şeklinde iki bulanık küme olsun. Bu kümelere ait evrensel küme $E = \{0,3,6,9,12,15,18\}$ şeklindedir. A ve B bulanık kümelerinin tümleyenleri tanıma göre [74].

$$\bar{A} = \{(1-0)/0 + (1-0,5)/3 + (1-1)/6 + (1-0,5)/9 + (1-0)/12\}$$

$$\bar{A} = \{1/0 + 0,5/3 + 0/6 + 0,5/9 + 1/12\}$$

$$\bar{B} = \{(1-0)/6 + (1-0,5)/9 + (1-1)/12 + (1-0,5)/15 + (1-0)/18\}$$

$$\bar{B} = \{1/6 + 0,5/9 + 0/12 + 0,5/15 + 1/18\}$$



Şekil 4.4. Bulanık A ve B kümelerinin tümleyen kümeleri ($\bar{A}$, $\bar{B}$)

Bir bulanık kümenin alfa (α) kesiti (kesim kümesi): Bir A bulanık kümesinin α kesiti (kesim kümesi), üyelikleri α 'ya eşit veya daha büyük olan elemanların oluşturduğu kümedir. Bu küme;

$$A_{\alpha} = \{ x \in E \mid \mu_A(x) \geq \alpha \}$$

şeklinde gösterilir. α değeri kişilerin isteğine bağlı olarak seçilebilir. Eşitlikte $\geq$ yerine $>$ kullanılırsa, yani kesit kümesi α 'ya eşit veya büyük üyelik derecesine sahip olan elemanlar değil de sadece büyük olan elemanlardan oluşturuluyorsa bu kesite güçlü α kesit kümesi denir [25, 32, 74].

α -kesimi bulanık küme desteğinin daha genel bir durumudur. $\alpha = 0$ olduğunda $A_{\alpha} = \text{supp}(A)$ olur [75, 76].

Bulanık kümenin konveksliği: Konvekslik bulanık küme uygulamaları için önemli bir özelliktir. Konveks olan bulanık kümelerde üyelik fonksiyonu kümenin desteği üzerinde, ya sürekli artar veya azalır ya da üçgen üyelik fonksiyonunda olduğu gibi üyelik derecesi, önce sürekli olarak bir öğede 1 olana kadar artar ve ardından sürekli azalır. A bulanık kümesinin tüm α -kesimlerinin konveks olması durumunda bulanık küme konveks olur. Bulanık kümelerin konvekslik şartı aşağıdaki eşitsizlikle belirlenir;

$$\forall x_1, x_2 \in X \text{ ve } \lambda \in [0, 1] \quad \mu_A(\lambda x_1 + (1-\lambda) x_2) \geq \min(\mu_A(x_1), \mu_A(x_2))$$

şartının sağlanması durumunda A bulanık kümesi konvekstir denir [25, 75].

Bulanık kümenin normalliği: Bir bulanık A kümesi, ancak ve ancak, $\sup_x \mu_A(x) = 1$ olması durumunda normaldir. “Sup A”, A bulanık kümesinde üyelik derecelerinden “en yüksek” olanı tanımlar [61].

Bu özellik bulanık kümeyi tam olarak sağlayan en az bir elemanın olduğunu garanti eder [25, 75].

Bulanık kümenin yüksekliği: Küme elemanlarının üyelik değerlerinin en büyüğü bulanık kümenin yüksekliği olarak tanımlanır.

$\text{hgt}(A) = \sup_x \mu_A(x)$ notasyonu ile gösterilir.

Normal bulanık kümelerde yükseklik daima 1’dir. Yüksekliği 1’e eşit olmayan bulanık kümeler, normal olmadıklarından herhangi bir bulanık küme, mantık ve sistem çalışmasında kullanılamaz. Normal olmayan bulanık kümelerin normal hale dönüştürülmesi, kümenin her bir üyelik derecesinin, en büyük üyelik derecesine bölünmesi ile gerçekleştirilir. Üyelik fonksiyonunda üyelik derecesi $\frac{1}{2}$ ’ye eşit olan öğelere kümenin geçiş noktaları (cross-over) adı verilir [76].

Bulanık kümenin kardinelitesi: A bulanık kümesinin kardinelitesi A’nın özelliklerine sahip X’deki elemanların miktarını gösterir. Bulanık kümedeki elemanların üyelik dereceleri toplamı kardineliteyi verir. Kardinalite;

$$|A| = \sum_{x \in X} \mu_A(x)$$

eşitliği ile hesaplanır. Kardinalite bazen A bulanık kümesinin yetisi olarak da tanımlanır [25, 76].

Bulanık kümenin m. kuvveti: A bulanık kümesinin m. kuvvetini Zadeh $\mu_A^m = (\mu_A)^m$ eşitliği ile tanımlamıştır. Bu özellik bulanık kümelerdeki dilsel değiştiricilerin modellenmesinde büyük kolaylık sağlar. “iyi” bulanık kümesinin ikinci kuvveti “çok iyi” dilsel ifadesine dönüşür [76].

Bulanık kümenin boş olması: A , X evrensel kümesinin bulanık bir alt kümesi olsun. Eğer A kümesinin üyelik fonksiyonu her yerde sıfıra eşitse A kümesi boştur [74].

$$A = \emptyset \Leftrightarrow \mu_A(x) = 0 \quad \forall x \in X$$

Bulanık kümenin büyüklüğü: Bir bulanık kümenin büyüklüğü iki şekilde ifade edilebilmektedir. Bunlardan birincisi sayısal büyüklük olup, bulanık kümenin sayısal değerini ortaya koyan o bulanık kümede bulunan elemanlara ait üyelik derecelerinin toplamıdır ve $|A| = \sum_{x \in E} \mu_A(x)$ ile ifade edilir, yani yukarıda açıklanan kardinalite tanımını verir. İkincisi bağıl büyüklük olup bulanık küme büyüklüğünün evrensel küme büyüklüğüne oranıdır.

$$\|A\| = \frac{|A|}{|E|}$$

eşitliği ile ifade edilir [61].

Üçgen şekilli üyelik fonksiyonu düşünüldüğünde; üyelik değeri 1 olan eleman olduğu kısım fonksiyonun özü, üyelik derecesi 0 ile 1 arasında değişen elemanların olduğu kısım fonksiyonun kısımları, üyelik fonksiyonu 0 den büyük olan elemanların oluşturduğu kısım ise fonksiyonunun dayanağı olarak adlandırılır. Normal olma özelliğinden dolayı üyelik fonksiyonunun değeri en az bir eleman için 1 olmalıdır. Ayrıca üyelik fonksiyonları sürekli artan ve sürekli azalan özelliğine sahip olmalıdır. Üyelik değeri 0,5 olan kısım geçiş noktası, en yüksek üyeliğe sahip olan kısım ise yükseklik olarak adlandırılır [26].

4.4. Bulanık Küme İşlemleri

Klasik kümelerdeki işlemlere benzer olarak bulanık kümelerde de kesişim, birleşim ve değil işlemleri yapılmaktadır. Bulanık mantıkla ilgili ilk makalesinde L. A. Zadeh iki bulanık kümenin kesişimi için minimum operatörünü birleşimi için de maksimum operatörünü önermişti. Bu yaklaşımın üyelik değerlerinin 0 ya da 1 olması durumunda keskin kümelerdeki kesişim ve birleşim işlemleriyle birebir örtüştüğü kolayca görülebilir.

Kesişim işlemi: İki bulanık kümenin ortak elemanlarının üyelik derecelerinin büyüklüğü dikkate alınarak kesişim noktaları ve bu noktalara ait üyelik dereceleri tespit edilir. Zadeh ortaya koyduğu bulanık küme teorisinde bu üyelik derecelerinden en küçük olanlarının alınacağını belirtmiştir. A ve B olarak isimlendirilen iki bulanık kümenin kesişimi:

$$A \cap B = \{ \forall x \in E \mid \min(\mu_A(x), \mu_B(x)) \}$$

şeklinde gösterilir [50]. Kesişim kümesinin üyelik fonksiyonu da:

$$\mu_{A \cap B} = \{ \forall x \in E \mid \min(\mu_A(x), \mu_B(x)) \}$$

şeklinde tanımlanır [88].

Örneğin; A ve B

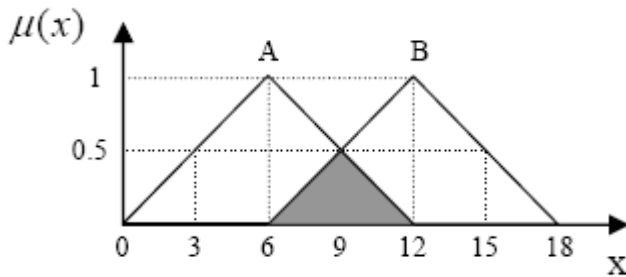
$$A = \{0/0 + 0,5/3 + 1/6 + 0,5/9 + 0/12\}$$

$$B = \{0/6 + 0,5/9 + 1/12 + 0,5/15 + 0/18\}$$

şeklinde iki bulanık küme olsun. Bu kümelere ait evrensel küme $E = \{0,3,6,9,12,15,18\}$ şeklindedir. A ve B bulanık kümelerine ait kesişim kümesi:

$$A \cap B = \{0/6 + 0,5/9 + 0/12\}$$

olur. İki bulanık kümenin kesişim işlemi Şekil 4.5'te grafiksel olarak gösterilmiştir [61].



Şekil 4.5. İki bulanık kümenin kesişim kümesi

Birleşim işlemi: İki bulanık kümenin birleşim kümesinin elemanları maksimum işlemci ile gösterilir. Her iki kümede üyelik değeri olan elemanlardan en büyük üyelik derecesine sahip olan elemanlar birleşim kümesini oluşturmaktadır [19, 50]. İki bulanık kümenin birleşimi:

$$A \cup B = \{ \forall x \in E \mid \max(\mu_A(x), \mu_B(x)) \}$$

şeklinde gösterilir. Bu birleşim kümesinin üyelik fonksiyonu da:

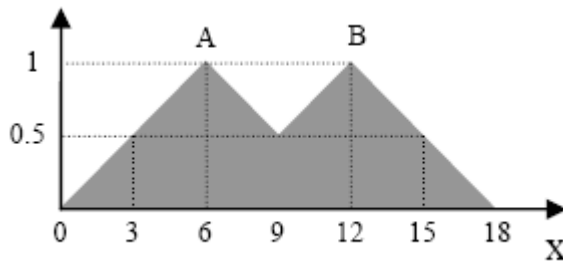
$$\mu_{A \cup B} = \{ \forall x \in E \mid \max(\mu_A(x), \mu_B(x)) \}$$

olarak tanımlanır [88].

Bir önceki örnekte verilen A ve B bulanık kümelerinin birleşim kümesi, tanıma göre;

$$A \cup B = \{0 / 0 + 0.5 / 3 + 1 / 6 + 0.5 / 9 + 1 / 12 + 0.5 / 15 + 0 / 18\}$$

olur. Birleşim işlemi Şekil 4.6' da grafiksel olarak gösterilmiştir [61].



Şekil 4.6. İki bulanık kümenin birleşim kümesi

Fark işlemi (iki kümenin farkı): İki bulanık kümenin farkı, birinci küme ile ikinci kümenin tümleyeninin kesişiminden oluşur.

$$A - B = (A \setminus B) = A \cap \bar{B}$$

$$B - A = (B \setminus A) = B \cap \bar{A}$$

Yine aynı örnek üzerinden devam edecek olursak A ve B bulanık kümelerine ait A fark B ve B fark A işlemleri;

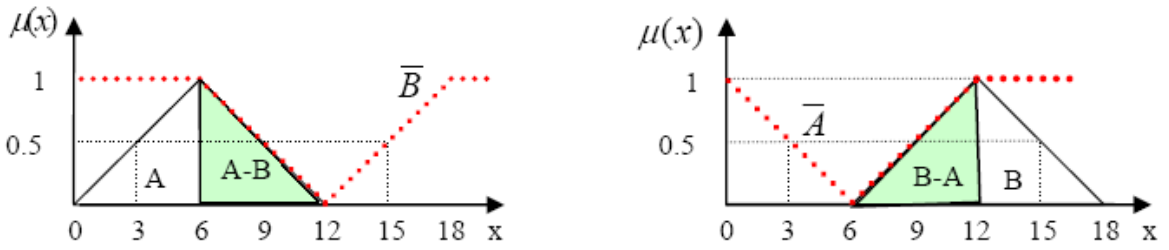
$$\bar{A} = \{1/0 + 0.5/3 + 0/6 + 0.5/9 + 1/12\}$$

$$\bar{B} = \{1/6 + 0.5/9 + 0/12 + 0.5/15 + 1/18\}$$

$$A - B = (A \setminus B) = A \cap \bar{B} = \{1/6 + 0.5/9 + 0/12\}$$

$$B - A = (B \setminus A) = B \cap \bar{A} = \{0/6 + 0.5/9 + 1/12 + 0/15 + 0/18\}$$

olur. Bu fark işlemlerinin grafiksel olarak gösterimi Şekil 4.7’de verilmiştir [61].



Şekil 4.7. $A \setminus B$ ve $B \setminus A$ işlemlerinin grafiksel gösterimi

Bulanık kümelerin eşitliği: İki bulanık kümenin eşit olabilmesi için evrensel kümede yer alan tüm elemanların her iki kümedeki üyelik derecelerinin birbirine eşit olması gerekir. Diğer bir ifadeyle, eğer;

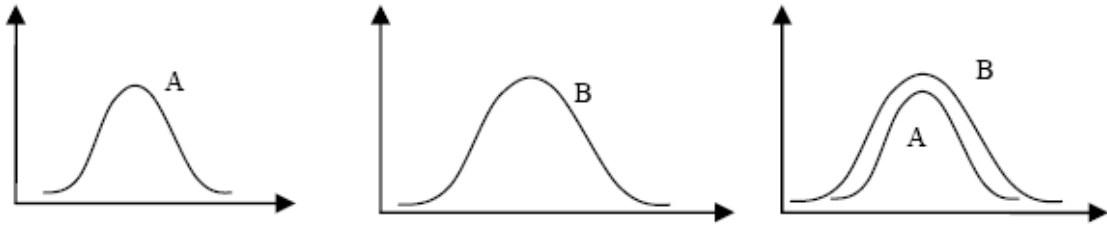
$$\forall x \in E \mid \mu_A(x) = \mu_B(x)$$

ise A bulanık kümesi B'ye eşittir denir ve $A=B$ şeklinde gösterilir. Kümelerin elemanlarından bir tanesi dahi eşitliği sağlamıyorsa iki küme arasında eşitlikten söz edilemez [61, 77].

Alt küme bulma işlemi: Evrensel kümede yer alan elemanların her birinin A bulanık kümesindeki üyelik dereceleri B kümesindeki üyelik derecelerine eşit ya da küçükse A, B'nin alt kümesidir denir. Bu durum;

$$A \subset B = \{ \forall x \in E \mid (\mu_A(x) \leq \mu_B(x)) \}$$

olarak tanımlanır ve Şekil 4.8'deki gibi gösterilir [61].



Şekil 4.8. Bulanık kümelerde alt küme bulma işlemi

4.5. Bulanık Kümeler İle İlgili Diğer Özellikler

1. Değişme özelliği : $A \cap B = B \cap A$; $A \cup B = B \cup A$
2. Birleşme özelliği: $(A \cap B) \cap C = A \cap (B \cap C)$; $(A \cup B) \cup C = A \cup (B \cup C)$
3. Dağılma özelliği: $A \cap (B \cup C) = (A \cap B) \cup (A \cap C)$; $A \cup (B \cap C) = (A \cup B) \cap (A \cup C)$
4. $A \cap \emptyset = \emptyset$; $A \cap E = A$; $A \cup \emptyset = A$; $A \cup E = E$; $A^c = A$
5. De Morgan kuralı:

$$\overline{(A \cap B)} = \overline{A} \cup \overline{B} = [1 - \min(\mu_A(x), \mu_B(x))] = \max(1 - \mu_A(x), 1 - \mu_B(x))$$

$$\overline{(A \cup B)} = \overline{A} \cap \overline{B} = [1 - \max(\mu_A(x), \mu_B(x))] = \min(1 - \mu_A(x), 1 - \mu_B(x))$$
6. Geçişlilik özelliği: Eğer $A \subset B \subset C \Rightarrow A \subset C$
7. Monotonluk özelliği: Eğer $A \subset B \Rightarrow A \cup C \subset B \cup C$

[17].

Buraya kadar geçen tüm özellikler klasik kümeler için de geçerlidir. Bulanık kümelerle klasik kümeler arasında farklılık yaratan özellikler ise aşağıdaki son iki özelliktir.

8. $\bar{A} \cap A = \emptyset$ (Klasik Kümelerde) ; $\bar{A} \cap A \neq \emptyset$ (Bulanık Kümelerde)
9. $\bar{A} \cup A = E$ (Klasik Kümelerde) ; $\bar{A} \cup A \neq E$ (Bulanık Kümelerde)

[34].

4.6. Dilsel Niteleyiciler

Bir veriyi ifade etmenin veya başkalarına aktarmanın en sıklıkla kullanılan yolu bizim iletişim yöntemimiz olan doğal lisanımızdır. Doğal lisan yapısı gereği belirsizlik içerir ve yapısı hakkında net bir bilgi edinilemez. Fakat aynı zamanda insanlar arasında iletişimin ve bilgi alışverişinin en güçlü aracıdır. Doğal lisandaki belirsizliğe rağmen insanlar diğerlerinin yaklaşımlarını ve fikirlerini anlamakta fazla zorlanmazlar. Bir bilgisayarla bir insanın iletişimine gelince, yüksek kesinlikte komutlar söz konusu olduğu için durum bu kadar kolay değildir.

Geleneksel yöntemlerde hesaplama sayıları ve sembolleri içerir, oysa insanlar hesaplama ve sonuçlandırma için sözcükleri kullanırlar. Sözcükler ise bulanık anlamlara sahiptirler [87]. Bulanık kümeleri oluşturan üyelik sınıfları insanların veya sistemlerin davranış ve söylemleriyle belirlenir ve dilsel niteleyiciler olarak anılırlar. Bunların işlevsel olarak elde edilmeleri ve uygulama aşamasına getirilmeleri büyük ölçüde sistemden daha önceden elde edilmiş deneyimlere bağlıdır ve bu sistemlere uzman sistemler denir.

Kelimeler, sayılar kadar kesin anlam ifade etmez. Sınırlar bulanıktır [74]. Sayısal değişkenlerin aksine gelişen ve geniş uygulama alanı bulan bu kavramın daha iyi biri izahı için, “kısa boylu insan” teriminin yorumlanması tartışılabilir. X kişisine göre kısa boylu bir insan 1.65 m’nin altında olabilir. Y kişisine göre kısa boylu bir insanın boyu 1.70 m. ya da daha azdır. “Kısa” dilsel tanımı bu bireylerin her biri için ne anlam ifade eder? Şaşırtıcıdır ki yanlış anlama ihtimaline rağmen, boyları arasında hatırı sayılır bir fark bulunsa bile kısa terimi iki bireye de birbirine yakın bilgiler iletir. Böylece aralarında doğru bir iletişim ve anlaşma imkanı sağlanır. Boyları ne olursa olsun, etkin bir iletişim kurabilmeleri için kısa teriminin taşıdığı anlamın X ve Y bireylerinin her ikisi için de kesin olarak aynı olması gerekmez. Kısa tanımlaması yapması beklenen bir bilgisayarın ise kesin uzunluk ölçülerine ihtiyacı olacaktır. Bulanık küme teorisinin altında yatan güç belirsiz durumların temsili için sayısal değişkenler yerine dilsel ifadeleri kullanabilmesidir [61].

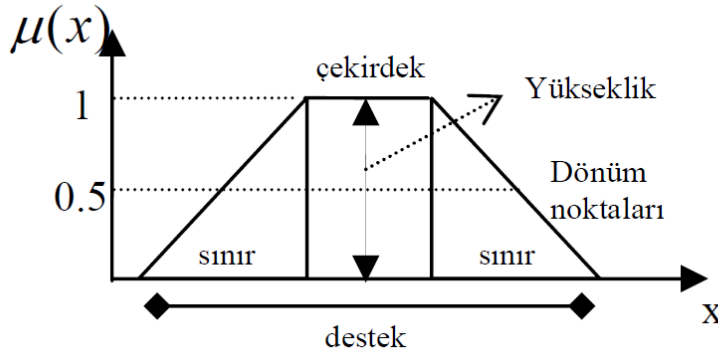
Günümüzde dilsel niteleyicilere olan ilgi giderek artmaktadır. Alvarez ve Skarmeta, dilsel niteleyiciler ile ilgili yapmış oldukları çalışmalarında bu alandaki başlıca çalışmaları özetlemişlerdir [6].

4.7. Üçgen (Triangular) Üyelik Fonksiyonu

Üyelik fonksiyonları bulanık küme teorisinin temel köşe taşlarından birdir. Bulanık kümelerin kullanılabilirliği, kavramlara ilişkin uygun üyelik fonksiyonlarının belirlenmesine bağlıdır. Hesaplama açısından getirdiği kolaylıklar göz önüne alınarak istenilen şekilde üyelik fonksiyonun seçilmesi, bulanık küme teorisinin esnekliğini yansıtır [75].

Üyelik fonksiyonu, bir nesnenin bulanık kümeye aitlik derecesini gösteren üyelik değerinin hesaplanmasını sağlayan bir fonksiyondur [34]. Üyelik derecesi, elemanın bulanık küme ile temsil edilen kavrama ne derece uygun olduğu veya bulanık kümenin temsil ettiği özellikleri ne derece yansıttığını gösterir. Üyelik fonksiyonları biçimsel olarak denetlenen sürecin özelliklerine göre üçgen (triangular), yamuk (trapezoidal) veya çan eğrisi (bell-shaped) gibi değişik şekillerde olabilirler [75].

Üyelik fonksiyonları bir bulanık kümenin içerdiği tüm bilgileri açıkladığından, bu fonksiyonların çeşitli görünümelerini ve kısımlarını açıklamakta yarar vardır. Bir üyelik fonksiyonu 5 kısımdan oluşur. Bunlar, üyelik fonksiyonunun çekirdeği, desteği, sınırları, dönüm noktası ve yüksekliğidir (Şekil 4.9). Bulanık kümenin tam üyeliğe sahip elemanlarının oluşturduğu topluluğa üyelik fonksiyonunun çekirdeği (özü) denir ve $\mu_A(x)=1$ şeklinde gösterilir. Üyelik derecesi sıfırdan büyük olan elemanların oluşturduğu topluluk üyelik fonksiyonunun desteği olarak adlandırılır. Matematiksel olarak $Supp(A) = \{x | \mu_A(x) > 0\}$ şeklinde gösterilir. Bir üyelik fonksiyonunun sınırları, 0 (sıfır) ile 1 (bir) arasında üyelik derecelerine sahip elemanların oluşturdukları bölgedir. Genelde tüm üyelik fonksiyonlarında biri çekirdeğin sağında ve biri de solunda olmak üzere iki sınır bölgesi vardır. Bulanık kümelerde 0.5 üyelik derecesine sahip elemanların oluşturdukları bölge üyelik fonksiyonunun dönüm noktası olarak tanımlanır. Bir bulanık kümenin yüksekliği üyelik derecesi en yüksek olan elemana karşılık gelir. Elemanlardan en az birine ait üyelik derecesi 1 (bir) ise bu bulanık küme normal bulanık küme olarak tanımlanır. Normal olmayan bulanık küme, kümede bulunan tüm elemanların üyelik derecelerinin en büyük üyelik derecesine bölünmesi ile normal hale dönüştürülebilir [34].



Şekil 4.9. Üyelik fonksiyonunun kısımları

Bulanıklaştırma aşamasında çok sayıda üyelik fonksiyonu olmakla birlikte pratikte en yaygın olarak kullanılanlar üçgen, yamuk, ve Gaussian fonksiyonlarıdır. Bunların yanında pratikte fazla kullanılmayan Sigmoidal, S ve Pi (Π) üyelik fonksiyonları da vardır. Çalışmada üçgen üyelik fonksiyonu kullanıldığından, aşağıda üçgen üyelik fonksiyonu kısaca özetlenmiştir.

Üçgen üyelik fonksiyonu a, b ve c olmak üzere 3 parametre ile tanımlanır. b parametresi bu üyelik fonksiyonunun çekirdeğini oluştururken a – c parametreleri arasında kalan değerlerde desteğini oluşturmaktadır. Yani çekirdekteki eleman sayısı 1 olan üyelik fonksiyonlarıdır. Üçgen üyelik fonksiyonu kullanılarak bir elemanın üyelik derecesinin hesaplanması, elemanın değerine (x) göre yapılır. Fonksiyon;

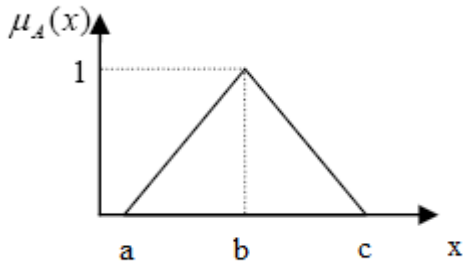
a = Üçgenin başlangıç noktası

c = Üçgenin bitiş noktası

b = Üçgenin en tepe noktası

$$\mu_{\text{Triangle}}(x) = \begin{cases} 1 & ; & x = b \\ \frac{x-a}{b-a} & ; & x \in [a, b] \\ \frac{c-x}{c-b} & ; & x \in [b, c] \\ 0 & ; & \text{d.d.} \end{cases}$$

olarak tanımlanır [5]. Gösterimi ise Şekil 4.10'daki gibidir:

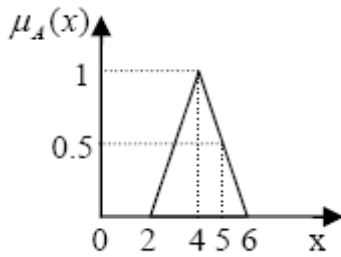


Şekil 4.10. Üçgen üyelik fonksiyonunun gösterimi

Üçgen üyelik fonksiyonu kullanılarak bir bulanık kümede yer alan elemanın üyelik derecesi şu şekilde hesaplanır. A bulanık kümesi $A=\{0/2+1/4+0/6\}$ şeklinde tanımlansın. Burada $a = 2$, $b = 4$ ve $c = 6$ değerlerini alır. A bulanık kümesinde 5 değerinin üyelik derecesi;

$$\mu_{\text{Triangle}}(x) = \frac{c-x}{c-b} = \frac{6-5}{6-4} = 0.5$$

şeklinde hesaplanır. Bu durumda üçgen üyelik fonksiyonun bulanık A kümesi için gösterimi [34]:



Şekil 4.11. Örnek x değeri için üçgen üyelik fonksiyonunun görünümü

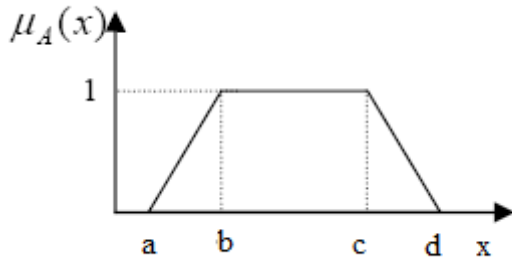
4.8. Bulanık Sayılar

Pek çok durumda sayısal büyüklükler hassas olarak tanımlanamazlar. “10 civarında”, “yaklaşık 7”, “0’a yakın” gibi ifadeler kullanılır. Bu gibi belirsizlik içeren sayısal büyüklükleri ele almak için bulanık sayı terimi kullanılır [75].

Bulanık sayılar, “çok, en az, yaklaşık” gibi dilsel niteleyicilerin matematiksel modelini oluşturmamıza olanak tanır. Ayrıca olasılık ve nicel ifadelerin oluşturulmasını sağlar. Bulanık sayılar; gerçek, net sayıların doğal bir genelleştirilmesidir [40].

Dubois ve Prade bulanık bir sayıyı genel olarak şu şekilde tanımlamışlardır: $M = \{(x, \mu_M(x))\}$ $\mathbb{R}$ gerçel sayı düzleminde tanımlı ve üyelik fonksiyonu $\mu_M(x) \in [0, 1]$ olan herhangi bir alt kümedir. Üyelik fonksiyonu, M 'nin belirgin bir x sayısını alma doğruluk derecesini ifade eder [75].

Bulanık bir M sayısının aşağıdaki özellikleri sağlaması gerekir:

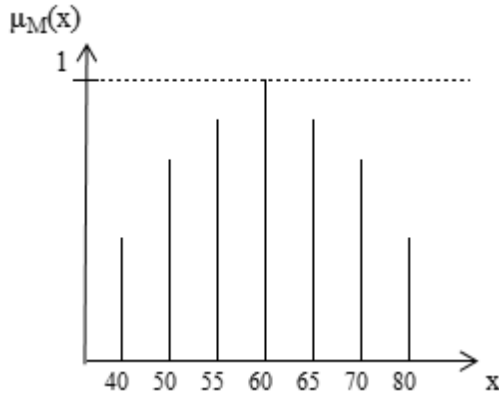


Şekil 4.12. Sonlu olmayan A bulanık kümesi

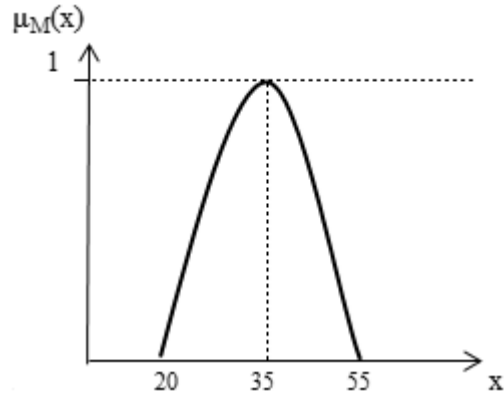
- ✓ $\mathbb{R}$ 'den $[0, 1]$ kapalı aralığına sürekli bir eşleme vardır,
- ✓ $(-\infty, a]$ aralığında sabittir ve $\mu_A(x) = 0, \forall x \in (-\infty, a]$ için,
- ✓ $[a, b]$ aralığında sert biçimde artandır,
- ✓ $[b, c]$ aralığında sabittir ve $\mu_A(x) = 1, \forall x \in [b, c]$ için,
- ✓ $[c, d]$ aralığında sert biçimde azalandır,
- ✓ $[d, +\infty)$ aralığında sabittir ve $\mu_A(x) = 0, \forall x \in [d, +\infty)$ için.

Burada bahsedilen a, b, c ve d reel sayılardır.

Bulanık sayılar kesikli ve sürekli formda ifade edilebilirler.



Şekil 4.13. Kesikli M bulanık sayısı



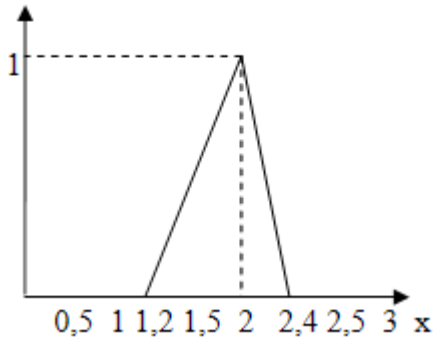
Şekil 4.14. Sürekli M bulanık sayısı

M bulanık sayısı, $\forall x < 0$ için $\mu_M(x) = 0$ ise pozitifdir. Fakat $\forall x > 0$ için $\mu_M(x) = 0$ ise M bulanık sayısı negatiftir [75].

Çalışma boyunca üçgensel bulanık sayılar ile çalışıldığından, ilerleyen bölümlerde sadece üçgensel bulanık sayılar kısaca özetlenmiştir.

4.9. Üçgensel Bulanık Sayılar

Üçgensel bir N bulanık sayısı $a < b < c$ sayıları ile ifade edilir. Burada üçgenin tabanı $[a, c]$ aralığında ve tepe noktası $x = b$ olur. Üçgensel bulanık sayılar $N = (a, b, c)$ şeklinde ifade edilir. Bir üçgensel $N = (1.2, 2, 2.4)$ bulanık sayısının grafiği aşağıdaki gibidir [50].

Şekil 4.15. $N = (1.2, 2, 2.4)$ üçgensel bulanık sayısının grafiği

Üçgensel bulanık sayıların bazı önemli cebirsel özellikleri şöyledir [37]:

1. İki üçgensel bulanık sayının toplanması ya da çıkarılması işlemleri sonucunda yine üçgensel bulanık bir sayı elde edilir.
2. Üçgensel bulanık sayıların çarpılması, bölünmesi ya da tersinin alınması işlemleri sonucunda her zaman üçgensel bulanık bir sayı elde edilmeyebilir.
3. Üçgensel bulanık sayıların maksimum ya da minimum işlemleri sonucunda her zaman üçgensel bulanık bir sayı elde edilmeyebilir.

4.10. Bulanık Sıralama Metotları

Sıralama bulanık matematiksel programlama için önemli bir konudur. Bulanık sayılar farklı üyelik değerlerine sahip pek çok muhtemel gerçel sayıyı temsil ettiği için karşılaştırılmaları zordur. Bulanık sayıların karşılaştırılmaları amacı ile 1970'lerin başlarında çalışmalara başlamış ve bugüne kadar literatürde pek çok sıralama yaklaşımı geliştirilmiştir [75]. Bulanık sayılar; çeşitli şekiller, sıralama düzeni, bulanık sayıların “göreceli tercihi” veya “üstünlüğü” ve sıralama algoritmasının hesaplama kolaylığı gibi komplike ve karışık şartlar içerir. Bulanık sayıların sıralama yöntemleri pek çok yazar tarafından gözden geçirilmiş ve kıyaslanmıştır. Chen ve Hwang tarafından bir özet sunulmuştur [20].

Chen ve Hwang literatürde yer alan sıralama metotlarını sistematik olarak içerdikleri tekniklere göre aşağıdaki şekilde sınıflandırmışlardır [22, 75]:

Optimallik derecesini kullanan sıralama metotları: Bu grupta yer alan metotlarda, bulanık kümeler için üstünlük indeksleri hesaplanarak yüksek indeksli olanı tercih edilir.

Hamming uzaklığını kullanan sıralama metotları: Bu grupta yer alan metotların temelini, iki bulanık küme arasındaki Hamming uzaklık ölçüsü oluşturur.

α -kesmesini kullanan sıralama metotları: Bu grupta yer alan metotlarda iki bulanık kümenin karşılaştırılması α -kesmeleri yardımıyla gerçekleştirilir.

Karşılaştırma fonksiyonunu kullanan sıralama metotları: Bu grupta yer alan metotlarda bulanık sayılar karşılaştırma fonksiyonları yardımıyla mukayese edilir. Karşılaştırma

fonksiyonlarının üretilmesinde Zadeh'in olabilirlik teorisi ve Sugeno'nun λ -ölçümünden faydalanılır.

Bulanık ortalama ve ayrılışı kullanan sırlama metotları: Bu gruptaki metotlarda bulanık sayılar, ortalama ve ayrılış değerleri olmak üzere iki kritere göre sıralanır.

İdeal oran kullanan sırlama metodu: Bu sınıfta yer alan metot, önceden belirlenmiş olan bulanık maksimum ve bulanık minimum bulanık ideallere göre bulanık sayıları karşılaştırır.

Sol / sağ skorları kullanan sıralama metotları: $M_1, \dots, M_n$ bulanık sayıları verildiğinde sol ve sağ skorlar, M_i bulanık sayısının sırası ile bulanık minimum ve bulanık maksimum ile kesişimidir. Bu sınıfta yer alan metotlar her bir bulanık sayı için toplam skoru elde etmek üzere ya sağ skoru veya her iki skoru kullanırlar. Toplam skoru büyük olan bulanık sayı daha iyi olarak değerlendirilir.

Merkez indeksini kullanan sıralama metotları: Bu sınıftaki metotlar bulanık sayının geometrik merkezini hesaplar ve sırlamayı geometrik merkezin x ve y eksen değerlerinin (x_0, y_0) kullanarak belirlerler.

Alan ölçüsünü kullanan sırlama metotları: Üyelik fonksiyonu ortalama değeri ile sıfır kesin değeri arasındaki alan kullanılarak bulanık sayılar karşılaştırılır.

Dilsel sıralama metotları: Bulanık sıralama ile ilgili matematiksel sıralama yöntemlerine yöneltilen en yaygın eleştiri her bulanık küme için tek bir gerçel sayı hesaplayarak problemin durulaştırılması sonucu bulanık kümelerin katı ölçeğe sokulduğudur. Durulaştırma bulanık kümenin içerdiği pek çok bilgiyi ihmal edeceği için uygun olmayan sonuçlar doğuracaktır. Dilsel sıralama metotlarında ana düşünce sübjektif veriler, dilsel olarak verildiğinden çıktılar da sözlü formda olmalı ki böylece orijinal bilginin kullanımı ile daha olumlu sonuçlar elde edilebilmesidir.

Bulanık sıralama, bulanık işlerin sırasını tanımlamada kullanıldığından, bulanık çizelgeleme algoritmasında oldukça önemlidir. Literatürde pek çok bulanık sıralama metodu önerilmektedir. Net bir karşılaştırma için ve hesaplama kolaylığı açısından

ortalama-yükseklik sıralama yöntemi benimsenmiştir. Önerilen bulanık çizelgeleme algoritması için diğer yöntemler de kullanılabilir.

Üçgensel bir üyelik fonksiyonuna ortalama yükseklik aşağıdaki gibi elde edilir [42]:

$$\text{Yükseklik} = \frac{\int (\mu_A(x) \times x) dx}{\int \mu_A(x) dx} = \frac{|\int_a^b \left(\frac{x-a}{b-a}\right) \times x dx + \int_b^c \left(\frac{c-x}{c-b}\right) \times x dx|}{|\int_a^b \left(\frac{x-a}{b-a}\right) dx + \int_b^c \left(\frac{c-x}{c-b}\right) dx|}$$

$$\text{Yükseklik} = \frac{1}{3} (a + b + c)$$

A ve B iki üçgensel bulanık küme olmak üzere;

$$A = (a_A, b_A, c_A),$$

$$B = (a_B, b_B, c_B)$$

$$h(A) = (a_A + b_A + c_A) / 3$$

$$h(B) = (a_B + b_B + c_B) / 3$$

Ortalama-yükseklik sıralama yöntemi kullanılarak diyebiliriz ki eğer $h(A) > h(B)$ ise $A > B$ dir [42].

5. BULANIK ORTAMDA TEK MAKİNE ÇİZELGELEME VE İLGİLİ LİTERATÜR

Bu bölümde, 3. bölümde anlatılan ortak teslim tarihli tek makine çizelgeleme yöntemlerine bulanık ortamlarda çözüm önerileri sunulacaktır. 3. bölümde anlatılan ortak teslim tarihli çizelgeleme problemlerine 4. bölümde anlatılan bulanıklaştırma süreçlerinin nasıl uygulandığı açıklanacaktır. Hong ve Chuang yeni bir üçgensel bulanık Johnson algoritması geliştirdikleri çalışmalarında, üçgensel bulanık sayıların, bulanık işlere ait belirsiz gerçekleşme sürelerinin tahminlerinin kötümser, ortalama ve iyimser değerlerini yansıtabildiklerini belirtmişlerdir. Örneğin bir işçi belli bir işin gerçekleşme süresinin genellikle b dakika kadar sürdüğünü fakat kontrol edilemeyen nedenlerden kaynaklı olarak işin gerçekleşme süresinin c dakika kadar yavaş veya a dakika kadar hızlı olduğunu söyleyebilir. Bu ifade üçgensel bir bulanık sayıyı belirtir. Bu sebeple, bu tip problem yapıları üçgensel bulanık sayılar kullanılarak en iyi şekilde ifade edilebildiğinden çalışmada üçgensel bulanık sayılar kullanılmıştır.

Bir çizelgenin performansını geliştirmek adına, iyi bir çizelgeleme sisteminin sistem şartları doğrultusunda doğru zamanda doğru kararı verebiliyor olması gerekmektedir. Bulanık mantık yaklaşımları, kesin ve tam olmayan bilgiyle kolaylıkla başa çıkabilmektedir ve insanların bilgi birikimini kolaylıkla bulanık kurallarla kodlayabilmektedir. Bu sebeplerden dolayı, bulanık mantık yaklaşımları çizelgeleme sistemleri için oldukça verimlidir.

Literatürde yer alan çalışmalar arasında bulanık mantık kullanarak çizelgeleme problemlerinin çözümlerini ele alan en dikkat çeken başlıca çalışmalar aşağıda bir Çizelge 5.1’de özetlenmektedir.

Çizelge 5.1. Bulanık mantık kullanan çizelgeleme problemleri için literatür

Yazar(lar)	Tarih	Çalışma
Ishibuchi, H., Yamamoto, M., Murata, T. ve Tanaka, H.	1996	Bulanık akış tipi çizelgeleme problemleri için genetik algoritma ve komşu arama algoritmalarını kullanmıştır. Bulanık teslim tarihli, iki makineli bulanık akış tipi çizelgeleme problemini ele almıştır. Her bir işe atanan bulanık teslim tarihine ait üyelik fonksiyonunun karar verici için işe ait tamamlanma zamanının memnuniyet notunu gösterdiğini varsaymıştır. İki tip bulanık akış tipi çizelgeleme probleminden ilki en küçük memnuniyet derecesini en büyükmek, diğeri ise toplam memnuniyet derecesini en büyükmektir. Bilgisayar benzetim sonuçlarına göre toplam memnuniyet derecesi en büyükleme problemi, en küçük memnuniyet derecesini en büyükleme problemine göre daha kolay elde edildiğini bulmuştur [43].
Tsujimura, Y., Gen, M. ve Kubota E.	1995	Bulanık montaj hattı dengeleme problemini genetik algoritma kullanarak çözmüşlerdir. Verilerin belirsizliğini göstermek için bulanık küme teorisinden faydalanmışlardır. Gerçek yaşamdaki problemlerin verilerini temsil etmek için işlem zamanlarını bulanık sayılarla ifade etmişlerdir ve bu problemin çözülmesinde genetik algoritmalar kullanılarak oldukça iyi sonuçlar elde ettiklerini göstermişlerdir [72].
Fortemps, P	1997	Bulanık yaklaşım kullanarak belirsiz duraksamalı atölye tipi çizelgeleme yapmıştır. Problemin eşsiz optimal çözümünün tanımına karar vermiş ve sonrasında optimizasyon için bu özel çerçevede bir meta- sezgisel (tavlama benzetimi) kullanmıştır. Elde edilen çizelgelemenin gerçekleşen bütün işlem duraksamalarında uygun olduğu gösterilmiştir [32].
Lam, S. S. and Cai, X.	1998	Bulanık bir teslim tarihine sahip işlerin tamamlanmasında, erken ve geç tamamlanma maliyetlerini minimize eden bir çalışma yapmışlardır. Tek makineli bir çizelgeleme problemini ele almışlardır. Üçgensel üyelik fonksiyonundan elde ettikleri bulanık teslim tarihinden sapmaları ağırlıklandırarak minimize etmişlerdir [52].
Liao, L. M. and Liao, C. J.	1998	Bulanık işlem zamanlı ve teslim tarihli tek makine çizelgeleme problemleri için bir yaklaşım sunmuşlardır. Tek bir makine de art arda işlenecek n tane iş olduğunu ve her bir iş ile ilişkili, teslim tarihinin tamamlanma zamanına göre memnuniyet derecesini belirten bir üyelik fonksiyonu olduğunu varsaymışlardır. Teslim tarihi yapısını ikizkenar yamuk bulanık kümesi ile, işlem sürelerini ise üçgensel bulanık küme ile tanımlamışlardır. Amaç, verilen işler üzerindeki minimum memnuniyet değerini maksimize etmektir. $O(n^2 \log G)$ kompleksitesine sahip polinom zamanlı çizelgeleme algoritmalarına çözüm üretmişlerdir ve örnekler ile desteklemişlerdir [54].
Itoh, T., ve Ishii, H.	1999	1968 yılında Moore tarafından geliştirilen çizelgeleme algoritması bulanıklaştırılarak, bulanık işlem zamanlarına ve teslim tarihlerine sahip işler çizelgelenmiştir. Çalışmalarında sadece geç kalan işler için bir ceza maliyeti oluşacağı varsayılarak geciken iş sayısını en küçükmek amaçlanmıştır [44].
Sakawa, M. ve Mori, T.	1999	Bulanık işleme zamanları ve teslim tarihlerine sahip akış tipi çizelgeleme problemleri için bir genetik algoritma önermişlerdir. İşler arasındaki benzerlik kavramını Gantt Şeması kullanarak genetik algoritmaya dahil eden bir yöntem önermişlerdir. Çalışmalarını 6x6'lık ve 10x10'luk sayısal örnekler ile desteklemişlerdir. Tavlama benzetimi ile yaptıkları kıyaslamalar sonucunda, önerilen çalışmanın daha uygun ve verimli olduğu ispatlanmıştır [68].
Sakawa, M., Kubota, R.	2000	Genetik algoritmalar kullanarak bulanık işlem zamanlı ve bulanık teslim tarihli çok amaçlı atölye tipi çizelgeleme problemleri için bulanık bir programlama oluşturmuşlardır. Bulanık çok amaçlı atölye tipi çizelgeleme problemi üç amaçlı olarak programlanmıştır. Bunlar; minimum anlaşma endeksini en büyükmek, ortalama anlaşma endeksini en büyükmek ve bulanık tamamlanma zamanını en küçükmek olarak belirlenmiştir. Önerilen yöntemin fizibilitesi ve etkinliği tavlama benzetimi yöntemi ile kıyaslanarak gösterilmiştir [69].

Çizelge 5.1. (devam) Bulanık mantık kullanan çizelgeleme problemleri için literatür

Chanas, S. and Kasperski, A.	2001	Bulanık işlem zamanlı ve bulanık teslim tarihine sahip tek makine çizelgeleme problemi için maksimum gecikmeyi en küçükleyen bir yöntem geliştirmişlerdir [17].
Litoiu, M., Tadei, R.	2001	Bulanık teslim tarihli ve işlem süreli fakat gerçek zamanlı iş çizelgelemesi oluşturmuşlardır. n tane periyodik işten oluşan bir kümeyi ele almışlardır. İşlem sürelerini ve teslim tarihlerini bulanık sayılarla tanımlamışlardır. Teslim tarihlerini kaçırmamak için optimal atama önceliklerini bulmaya çalışmışlar. Öncelikle yeni maliyet fonksiyonlarını tanıtarak problemi çözmüşler daha sonra bulanık sayılar olarak tanımlanan sıralama ilişkilerini kullanarak problemi çözmüşler. İkizkenar yamuk ve üçgensel bulanık sayılar kullanarak örneklemiştir [57].
Wang, C., Wang, D., Ip, W. H. ve Yuen, D.W.	2002	Üçgensel bulanık sayılar ile tek makine çizelgeleme problemlerini ele almışlardır. İşlerin teslim tarihlerinin birbirinden farklı olduğu varsayılmıştır. İşe ait üyelik fonksiyonundan, işin tamamlanma olasılığı profilini oluşturabilmek için şans kısıtlı programlama tekniği uygulanmıştır [79].
Chanas, S. ve Kasperski	2004	Tek makine çizelgeleme problemlerinde verilen bir çizelgenin mümkün ve gerekli optimallik derecesinin nasıl hesaplanacağı gösterilmiştir [18].
Erol, S. ve Temiz, İ.	2007	Bulanık akış tipi çizelgeleme problemleri için çok amaçlı bir genetik algoritma önermişlerdir. m-makineli akış tipi çizelgeleme probleminde işlem zamanları ve teslim tarihleri gibi zaman parametrelerinin belirsiz olduğu durum ele alınarak üretim tamamlanma zamanı, maksimum gecikme ve toplam akış zamanı amaçlarını eş zamanlı eniyileyen genetik algoritma temelli çok amaçlı bir yaklaşım geliştirilmiştir. Geliştirilen bulanık iş ve teslim zamanlı çok amaçlı genetik algoritma sonucunda amaç değerlerinin üyelik fonksiyonlarıyla ifade edildiği etkin çözümler elde edilmektedir. Geliştirilen algoritmanın etkinliği küçük boyutlu problemler kullanılarak gösterilmiştir. Genetik algoritmanın en iyi parametre değerleri faktöriyel deney tasarımı ile belirlenmiştir. Algoritmanın orta ve büyük boyutlardaki problemler için makul zamanda etkin çözümleri ürettiği gösterilmiştir [74].
Duenas, A. ve Petrovic, D.	2008	Bulanık ortamda tek makine çizelgeleme problemleri için çok amaçlı bir genetik algoritma önermişlerdir. Her bir işin ayrı bir teslim tarihi olduğu varsayılmıştır. Maksimum gecikmenin ve ortalama gecikmenin en küçüklenmesi hedeflenmiştir. Çok amaçlı genetik algoritmayı yerel arama yöntemleri ile birleştiren melez bir algoritma önerilmiştir. Algoritma, tabak üreten bir firmanın gerçek yaşam problemlerinin çözülmesinde kullanılmıştır [29].
Mehrabad, M. S. ve Pahlavani A.	2009	Ağırlıklandırılmış işlerin tek bir makinede çizelgelenmesi için çok amaçlı bir bulanık programlama önermişlerdir. Klasik bir ağırlıklandırılmış tek makine çizelgeleme problemini bulanık küme teorisi ile gerçek yaşam uygulamalarında daha gerçekçi sonuçlar elde etmeyi amaçlamışlardır. İşleme zamanları ve teslim tarihleri için üçgensel bulanık sayıları kullanmışlardır. Amaç fonksiyonu ise ortalama gecikmeyi ve geciken iş sayısını minimize etmektir. Bazı değişiklikler yapılarak Tavlama Benzetimi, Tabu Arama ve Genetik Algoritma gibi iyi bilinen üç değişik meta sezgisel algoritma ile çözüm önerilmektedir [58].
Cheng, B., Li, K. ve Chen, B.	2010	Tek makinede özdeş olmayan işlerin çizelgelenmesi için karınca kolonisi optimizasyon yönteminin bulanıklaştırılması üzerinde çalışmışlardır. Tamamlanma zamanının (makespan) en küçüklenmesi hedeflenmiştir [23].
Kökçam, A., H. ve Engin, O.	2010	Yaptıkları çalışmada meta sezgisel yöntemlerden faydalanan bulanık proje çizelgeleme problemlerine çözüm önerileri sunmuşlardır. Geleneksel çözüm yöntemlerinin uzun işlem süreleri ve projelerin gerçekliği açısından uygulanabilir olmadıkları görüşündelerdir. Bu nedenle, bu tip belirsizlikleri ortadan kaldırmak için bulanık küme teorisinden faydalanmışlardır [51].

Çizelge 5.1. (devam) Bulanık mantık kullanan çizelgeleme problemleri için literatür

Gupta, S. and Rambha, M.	2012	Bulanık ortamda farklı teslim tarihlerine sahip tek makine çizelgeleme problemleri için bir çalışma gerçekleştirmişlerdir. Çalışmanın amacı tek makinede, işleri toplam ceza maliyetini en küçükleyecek şekilde sıralamaktır. Sonuçları göstermektedir ki sezgisel algoritmaları küçük sistemlerde oldukça iyi çalışmaktadır [36].
Jadhav, V., S. and Bajaj, V., H.	2012	Bulanık işlem zamanları ve bulanık teslim tarihlerine sahip tek makine çizelgeleme problemleri üzerinde çalışmışlardır. Çalışmalarında üçgensel bulanık sayılardan ve ağırlıklı ortalama yükseklik metodundan faydalanmışlardır. Her bir iş için farklı teslim tarihleri olan problemlerin çözümü için bulanık sezgisel bir yöntem geliştirmişlerdir [45].
Kayacı, M. ve Yiğit, V.	2012	Çalışmada bulanık işlem zamanlı ve teslim tarihli öğrenme etkili tek makine çizelgeleme problemi ele alınmıştır. Ele alınan problemin amaç fonksiyonu ise Erken/Geç tamamlanan iş sayısını en küçüklemektir. NP-zor yapıda olan problemi çözmek için model geliştirilmiş ve geliştirilen model bir örnek üzerinde uygulanmıştır [46].
Zhang, X., Deng, Y., Chan, F., Xu, P., Mahadevan, S. ve Hu, Y.	2013	Sezgisel bulanık kümelerin, belirsizlikler ile başa çıkma yeteneğini kullanan, belirsiz işlem sürelerinin mevcut olduğu özgün bir yaklaşım önermişlerdir. Yeni bir genetik algoritma geliştirmişlerdir. Çalışmalarını sayısal veriler ile desteklemişlerdir [89].
Wang, S., Wang, L., Xu, Y. ve Liu, M.	2013	Geçek yaşam çizelgeleme problemlerinin bulanık yapısı dikkate alınarak, bulanık işleme sürelerine sahip atölye çizelgeleme problemlerinin çözümü için etkili bir dantım algoritması önerilmiştir. Çözüm uzayının olasılık dağılımını açıklamak için bir olasılık modeli sunulmuştur. Mevcut bazı algortimalar ile kıyaslama sonuçları ve test sonuçları ile yöntemin performansı desteklenmiştir [80].
Seker, A., Erol, S. ve Botsali, R.	2013	Üretim planlama ve çizelgelemeyi paralel olarak yapan ve atölyedeki dalgalanmalara zamanında tepki verebilen entegre bir sistem geliştirmişlerdir. Problem boyutunun artması ile hesaplama süresinin de artması problemi ile başa çıkabilmek adına bir hibrit sezgisel modeli, genetik algoritma ve bulanık sinir ağı yöntemleri ile birleştirmişlerdir [70].
Abdullah, S. ve Abdolrazzaghe-Nezhad, M.	2014	Son yıllarda bulanık atölye tipi çizelgeleme problemlerinin artması nedeni ile çalışmalarında; bulanık atölye tipi çizelgeleme problemlerinin sınıflandırılmasına, kısıtlamalarına, hedeflerine ve çözümünde uygulanan metodolojilere yer vermişlerdir. Bulanık atölye tipi çizelgeleme problemleri için önerilen meta sezgisel algoritmalar üzerinde yoğunlaşmışlardır [2].
Yazgan, H., Kır, S., Özbakır, S. ve Sezik, E.	2014	Tam zamanında üretim felsefesini uygulamak zorunda olan işletmelerin üretim çizelgeleme problemlerini çözerken karşılaştıkları bulanık değerlerin probleme katılarak gerçeğe en uygun çözümü elde etmeleri hedeflenmiştir. Gıda sektöründe faaliyet gösteren bir işletmenin tek bir makine üzerindeki farklı teslim tarihli ürünlerinin tam zamanında sevk edilmesi problemi ele alınmış, erken ve geç üretimler cezalandırılarak ceza maliyeti fonksiyonunu en küçükleyen çizelge oluşturulmuştur. Çalışma kapsamında, belirli kriterler altında bulanık aksiyomatik tasarım yaklaşımı ile erken ve geç üretimin ceza katsayıları hesaplanmıştır. Bu yaklaşım ile elde edilen ceza değerleri ve işletmeden alınan geçmiş yıllara ait verilerle, bir matematiksel model kullanılarak çizelgeler oluşturulmuş, son olarak da firmada uygulanmış mevcut çizelgeler ile yeni bulunan çizelgeler karşılaştırılarak önerilen yöntemin etkinliği gösterilmiştir [83].
Yeh, W. C., Lai, P. J., Lee, W. C. ve Chuang, M. C.	2014	Öğrene etkili paralel makina çizelgeleme problemleri için makespan'ı en küçüklemeyi amaçlayan bir tavlama benzetimi algoritması ve bir genetik algoritma önermişlerdir. Çalışmalarında işlere ait işleme sürelerini bulanık sayılar ile ifade etmişlerdir [84].

Çizelge 5.1. (devam) Bulanık mantık kullanan çizelgeleme problemleri için literatür

Xu, Y., Wang, L., Wang, S. ve Liu, M.	2015	Çalışmada, bulanık işleme zamanlı esnek atölye problemlerini çözmek için öğretme-öğrenme temelli optimizasyon algortiması önerilmiştir. Özel kodlama ve kod çözüme düzenlerine yer verilmiştir. Mevcut bazı algortimalar ile kıyaslama sonuçları sunulmuştur [82].
Palacios, J. J., González, M. A. ve Vela, C. R.	2015	Belirsiz işleme sürelerine sahip esnek atölye çizelgeleme problemlerini ele almışlardır. İşlem sürelerindeki belirsizliği bulanık sayılar ile ifade etmişlerdir. Makespan'i en küçükleme için etkili bir genetik algoritmayı tabu arama ve sezgisel tohumlama ile melezlemişlerdir. Çalışmalarını sayısal veriler ile desteklemişlerdir [62].
Shrivastava, A.	2015	Esnek üretim sistemlerinin çizelgelenmesinde bulanık mantık yaklaşımlarının kullanımının bir değerlendirmesini sunmuştur [71].
Gao, G. H., Suganthan, P. N., Pan, Q. K. ve Tasgetiren, M. F.	2015	Bulanık işleme sürelerine sahip esnek atölye çizelgeleme problemlerini ele almışlardır. Bulanık tamamlanma zamanını en küçükleme amaçlı kesikli uyum arama algoritması geliştirmişlerdir [33].
Rostami, M., Pilerood, A. E., ve Mazdeh, M. M.	2015	Arızaları ve öğrenme etkisini de dikkate alan, özdeş olmayan paralel makinalarda çok amaçlı çizelgeleme problemlerini ele almışlardır. Gerçek yaşam problemlerindeki belirsizlikler nedeni ile işleme zamanlarını ve teslim tarihlerini üçgensel bulanık sayılar ile ifade etmişlerdir. Güvenilirlik ölçüsünü kullanarak aynı anda hem erken ve geç tamamlanma ceza maliyetlerini hem de makespan'i en küçükleyen, bulanık şans kısıtlı programlamaya dayalı doğrusal olmayan bir matematiksel model elde etmişlerdir. Doğrusal olmayan matematiksel model global optimumu garanti etmemektedir, bu nedenle çok amaçlı bir dal-sınır algoritması geliştirmişlerdir [66].
Li, X., Ishii, H. ve Chen, M.	2015	Bulanık teslim tarihi ve bulanık öncelik ilişkilerine sahip tek makina paralel yığınlama problemlerini ele almışlardır. Bulanık teslim tarihleri, işlerin tamamlanma zamanlarının memnuniyet derecelerini göstermektedir. Bulanık öncelik kısıtı ise iki iş arasındaki önceliğin memnuniyet derecesini ifade etmektedir. Amaç fonksiyonu, tamamlanma zamanını en küçükleme istenilen en küçük bulanık teslim tarihini ve bulanık öncelik değerini en büyükleme [53].

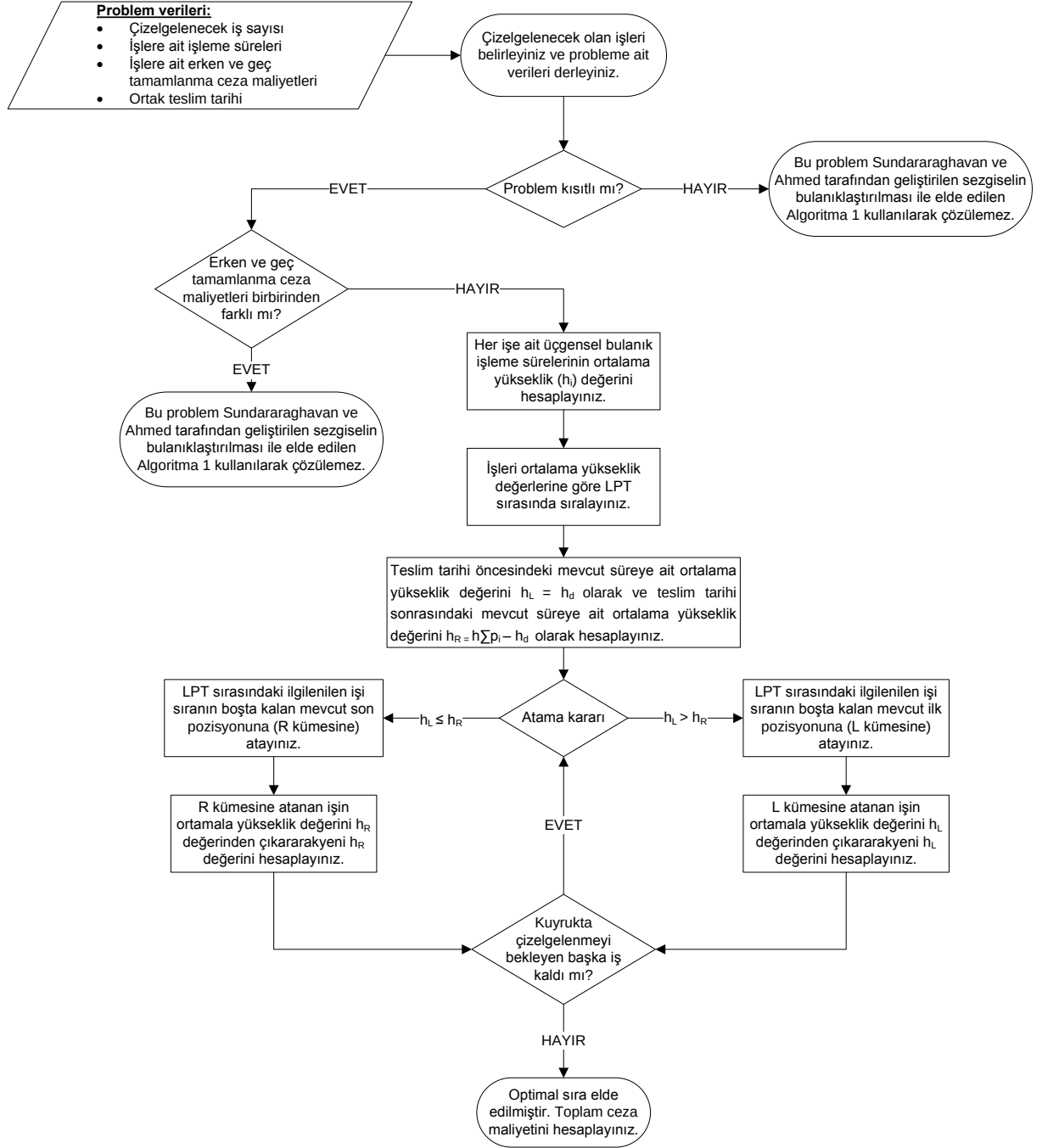
Çizelge 5.1'de görüldüğü üzere bulanık ortamda ortak teslim tarihli tek makine çizelgeleme problemlerine ait literatürde aynı anda hem erken tamamlanma hem de geç tamamlanma ceza maliyetlerini dikkate alırken, problemin kısıtlı ya da kısıtsız yapıda olmasına göre uygun çözüm yöntemleri öneren ve 1 000 000 işe kadar, büyük olarak nitelendirilebilecek boyuttaki problemlerin çözümünü saniyeler içerisinde sunabilecek bir karar destek programı ile destekleyen bir çalışma bulunmamaktadır. Bu çalışma ile bulanık ortamda tek makinede çizelgelenecek olan çok sayıda işin ortak bir teslim tarafından kısıtlandırılmasına ya da kısıtlandırılmamasına göre erken ve geç tamamlanma ceza maliyetlerinin her ikisi birden dikkate alınarak, en küçük ceza maliyeti elde edilecek şekilde çizelgelenmesi amaçlanmıştır. Önerilen yöntemlerin çözümleri bir karar destek sistemi ile desteklenmiştir.

5.1. Erken Tamamlanma ve Geç Tamamlanma Ceza Maliyetlerinin Birbirine Eşit ve “1” Olduğu Kısıtlı Yöntemin Bulanıklaştırılması

3. bölümde de açıklandığı gibi Sundararaghavan ve Ahmed tarafından geliştirilen sezgisel yöntemin kullanılabilmesi için ele alınan problemin teslim tarihi tarafından kısıtlandırılmış olması ve erken tamamlanma ve geç tamamlanma ceza maliyetlerinin birbirine eşit ve “1” olması gerekmektedir. Bulanık sayılar arasında bir kıyaslama yapılacağından kıyaslama kriteri olarak ortalama yükseklik değerleri ele alınmıştır. Ortalama yükseklik değerleri hakkında bilgi ve hesaplama yöntemleri 4. bölüm altında yer alan “Bulanık Sıralama Metotları” başlığı altında detaylı olarak anlatılmıştır.

Burada ortak teslim tarihi de üçgensel bulanık bir sayı ile ifade edileceğinden, problemin kısıtlı olup olmadığının kontrolü yapılırken ortak teslim tarihinin de ortalama yükseklik değeri ele alınmalıdır. Δ değerine ait ortalama yükseklik değeri h_{Δ} ve teslim tarihine ait ortalama yükseklik değeri h_d hesaplanır. Eğer $h_{\Delta} > h_d$ ise yöntem kısıtlıdır denir ve Sundararaghavan ve Ahmed Yönetimi’nden elde edilen üçgensel bulanık algoritma uygulanabilir.

Yöntemin isminin uzunluğu nedeni ile karar destek sisteminde bu yöntem kısaca “Algoritma 1” olarak isimlendirilmiştir. Yöntemin akış şeması Şekil 5.1’de sunulmaktadır:



Şekil 5.1. Erken ve geç tamamlanma ceza maliyetlerinin birbirine eşit ve “1” olduğu kısıtlı yöntemin bulanıklaştırılmasına ait akış şeması

Yöntemin uygulama adımları aşağıda açıklandığı gibidir.

Adım 1: Burada bulanık sayılarla bir kıyaslama yapılacağından kıyaslama kriteri olarak ortalama yükseklikler seçilmiştir. Her işe ait ortalama yükseklikler (h_i) hesaplanır ve LPT sırasında sıralanır.

Adım 2: Bu yöntemin uygulanabilmesi için yöntemin kısıtlı olması gerekmektedir. “b”, erken tamamlanan iş sayısını ve “a” da geç tamamlanan iş sayısını göstermek üzere, optimal bir çizelgede işlerin en az yarısı erken tamamlanmalıdır.

$$b = n / 2$$

$$\Delta = p_n + p_{n-2} + p_{n-4} + \dots$$

Eğer $\Delta > d$ ise, işler teslim tarihi tarafından kısıtlandırılacağından problem kısıtlı bir problem olur. Δ değerine ait ortalama yükseklik değeri h_Δ ve teslim tarihine ait ortalama yükseklik değeri h_d hesaplanır. Eğer $h_\Delta > h_d$ ise model kısıtlıdır denir ve Sundaraghavan ve Ahmed Yöntemi’nden elde edilen üçgensel bulanık algoritma uygulanabilir.

Adım 3: h_L (teslim tarihi öncesindeki mevcut zamanının ortalama yüksekliği) ve h_R (teslim tarihi sonrasındaki mevcut zamanın ortalama yüksekliği) hesaplanır.

$$h_L = h_d$$

$$h_R = h \sum p_i - h_d$$

Adım 4: Sıradaki ilk işten atamaya başlanır.

Eğer $h_L > h_R$ ise ilgilenilen iş mevcut ilk pozisyona atanır.

Eğer $h_L \leq h_R$ ise ilgilenilen iş mevcut son pozisyona atanır.

İlgilenilen iş eğer L setine atandıysa h_L değerinden işe ait ortalama yükseklik çıkarılır.

İlgilenilen iş eğer R setine atandıysa h_R değerinden işe ait ortalama yükseklik çıkarılır.

Kuyrukta bekleyen çizelgelenecek iş kalmayana kadar Adım 4 devam ettirilir.

Adım 5: Erken tamamlanma ve geç tamamlanma cezalarının toplam maliyeti hesaplanır.

$$f(S) = \sum E_j + \sum T_j$$

Çizelge 5.2’de yöntemin uygulanışı ile ilgili sayısal bir örnek yer almaktadır. Üçgensel bulanık işleme sürelerine sahip, tek makinede çizelgelenecek olan 6 iş için, ortak teslim tarihi $d = (7, 11, 22)$ olarak verilsin. Bu probleme ait toplam ceza maliyeti, adım adım aşağıdaki gibi hesaplanacaktır.

Çizelge 5.2. Sundararaghavan ve Ahmed sezgiselinin bulanıklaştırılması örneği

İşler	1	2	3	4	5	6
p_i	(1, 2, 3)	(3, 4, 5)	(6, 7, 10)	(2, 3, 5)	(3, 5, 6)	(0, 2, 3)

Adım 1:

İşler	1	2	3	4	5	6
h_i	6 / 3	12 / 3	23 / 3	10 / 3	14 / 3	5 / 3

LPT sırası = 3 – 5 – 2 – 4 – 1 - 6.

Adım 2:

$n = 6$ ise $b = 6 / 2 = 3$. Yani en az 3 iş erken tamamlanmalı.

$$\Delta = P_3 + P_2 + P_1$$

$$\Delta = (6, 7, 10) + (3, 4, 5) + (1, 2, 3)$$

$$\Delta = (10, 13, 18)$$

$$h_{\Delta} = (10 + 13 + 18) / 3 = 41 / 3$$

$$h_d = (7 + 11 + 22) / 3 = 40 / 3$$

$h_{\Delta} > h_d$ olduğundan model kısıtlıdır ve Sundaraghavan ve Ahmed Yöntemi'nden elde edilen üçgensel bulanık algoritma uygulanabilir.

Adım 3: $h_L = h_d = 40 / 3$

$$h_R = h \sum p_i - h_d = 70 / 3 - 40 / 3$$

$$h_R = 30 / 3$$

Adım 4:

h_L	h_R	Atama	Sıra
40/3	30/3	$h_L > h_R$ olduğundan 3. iş mevcut ilk pozisyona	3 x x x x x
$40/3 - 23/3 =$ 17/3	30/3	$h_L < h_R$ olduğundan 5. iş mevcut son pozisyona	3 x x x x 5
17/3	$30/3 - 14/3 =$ 16/3	$h_L > h_R$ olduğundan 2. iş mevcut ilk pozisyona	3 2 x x x 5
$17/3 - 12/3 =$ 5/3	16/3	$h_L < h_R$ olduğundan 4. iş mevcut son pozisyona	3 2 x x 4 5
5/3	$16/3 - 10/3 =$ 6/3	$h_L < h_R$ olduğundan 1. iş mevcut son pozisyona	3 2 x 1 4 5
5/3	0	$h_L > h_R$ olduğundan 6. iş mevcut ilk pozisyona	3 2 6 1 4 5

Optimal sıra = 3 - 2 - 6 - 1 - 4 - 5.

Adım 5:

3, 2 ve 6. işler erken işler kümesindedir. Toplam tamamlanma zamanları ise:

$$(23/3) + (12/3) + (5/3) = 40/3$$

6. iş tam olarak teslim tarihinde tamamlanmaktadır. Bu nedenle çizelgenin başlama zamanında herhangi bir değişiklik yapmaya gerek yoktur.

İşler	Tamamlanma Zamanları	h_d	Atıl Zaman
3	0 – 23/3	40/3	17/3
2	23/3 – 35/3	40/3	5/3
6	35/3 - 40/3	40/3	0
1	40/3 – 46/3	40/3	6/3

4	$46/3 - 56/3$	$40/3$	$16/3$
5	$56/3 - 70/3$	$40/3$	$30/3$

Buna göre toplam ceza $f(S) = \sum E_i + \sum T_i$

$$f(S) = 74/3$$

5.2. Farklı Erken Tamamlanma ve Geç Tamamlanma Ceza Maliyetlerine Sahip

Kısıtsız Yöntemin Bulanıklaştırılması

Sundararaghavan ve Ahmed tarafından geliştirilen sezgisel yöntem, teoride optimale en yakın sonuçları üretse de pratikte erken ve geç tamamlanma maliyetlerinin birbirine eşit ve “1” olduğu durum gerçekçi değildir. Bu nedenle belirlenen bu eksikliği iyileştirmek adına farklı erken/geç tamamlanma cezalarına sahip tek makine çizelgeleme modelleri araştırılmıştır.

Baker, yayınlamış olduğu “Elements of Sequencing and Scheduling” adlı kitabında farklı erken/geç tamamlanma cezalarına sahip tek makine çizelgeleme problemleri için bir algoritma önermektedir. İlgili yöntem ile ilgili detaylı bilgi 3. bölümün 2. alt başlığında sunulmuştur. Algoritmaya esneklik kazandırmak amacı ile bulanık mantık yaklaşımı uyarlanmıştır. Bu yöntemin uygulanabilmesi için de modelin kısıtsız olması gerekmektedir. Bu nedenle problemin kısıtlılık durumunu kontrol edebilmek amacıyla, her işin ortalama yükseklik değeri hesaplandıktan sonra işler LPT sırasında sıralanır. Bir önceki algoritmada olduğu gibi Δ değeri hesaplanır ve eğer $h_A \leq h_d$ ise model kısıtsız bir modeldir denilir. Burada $\alpha = \beta$ olan daha basit yapıdaki problemlerde Δ , verilen parametrelerden problemi çözmeden önce hesaplanabilmekteydi. Farklı erken ve geç tamamlanma ceza maliyetlerinin olduğu durumda ise Δ , problem çözülmeden önce hesaplanamamaktadır. Problem çözülüp, erken işler kümesi belirlendikten sonra, erken işler kümesine atanan işlerin işlem zamanları toplamı Δ , ortak teslim tarihi d ’den küçükse problem kısıtsızdır denir ve elde edilen çizelge kullanılabilir.

Yöntemin isminin uzunluğu nedeni ile karar destek sisteminde bu yöntem kısaca “Algoritma 2” olarak isimlendirilmiştir. Yöntemin akış şeması Şekil 5.2’de sunulmaktadır:



Şekil 5.2. Farklı ceza maliyetlerine sahip kısıtsız yöntemin bulanıklaştırılmasına ait akış şeması

Yöntemin uygulama adımları aşağıda açıklandığı gibidir.

Adım 1: Burada da bulanık sayılarla bir kıyaslama yapılacağından kıyaslama kriteri olarak ortalama yükseklikler kullanılacaktır. Her işe ait ortalama yükseklikler (h_i) hesaplanır ve LPT sırasında sıralanır.

Adım 2: B seti erken tamamlanan işlerin kümesini ve A seti de geç tamamlanan işlerin kümesini göstermek üzere iki set mevcuttur. α sembolü erken tamamlanma ceza maliyetini ve β sembolü de geç tamamlanma ceza maliyetini göstermektedir. $|B|$ ve $|A|$, sırası ile B ve A setlerindeki iş sayılarını göstermek üzere; başlangıçta iki kümenin de boş olduğu varsayılarak, şayet $\alpha |B| < \beta |1 + A|$ ise LPT sırasında takip eden iş B setine değilse A setine atanır. B seti için atamalar baştan sona doğru iken A seti için sondan başa doğrudur. Böylelikle V şekilli bir çizelge elde edilecektir.

Kuyrukta bekleyen çizelgelenecek iş kalmayana kadar Adım 2 devam ettirilir.

Adım 3: Çizelge elde edilip erken işler kümesi belirlendikten sonra erken işler kümesine atanan işlerin işlem zamanları toplamı Δ hesaplanır ve problemin kısıtlı olup olmadığı kontrol edilir. Δ , ortak teslim tarihi d ' den küçükse problem kısıtsızdır denir ve elde edilen çizelge kullanılabilir.

Adım 4: Erken ve geç tamamlanma cezalarının toplam maliyeti hesaplanır.

$$f(S) = \alpha \sum E_i + \beta \sum T_i$$

Çizelge 5.3'te yöntemin uygulanışı ile ilgili sayısal bir örnek yer almaktadır. Üçgensel bulanık işleme sürelerine sahip, tek makinede çizelgelenecek olan 6 iş için, ortak teslim tarihi $d = (10, 27, 32)$ olarak verilsin. İşlerin erken tamamlanmasına atanan ceza maliyeti $\alpha = 5$ ve geç tamamlanmasına atanan ceza maliyeti de $\beta = 2$ olarak atanmıştır. İşlere ait üçgensel bulanık işlem süreleri ise aşağıda verildiği gibidir. Bu probleme ait toplam ceza maliyeti, adım adım aşağıdaki gibi hesaplanacaktır.

Çizelge 5.3. Algoritma 2 sezgiselinin bulanıklaştırılması örneği

İşler	1	2	3	4	5	6
p_i	(1, 4, 6)	(0, 2, 3)	(3, 4, 5)	(4, 5, 6)	(3, 5, 7)	(4, 5, 8)

Adım 1:

İşler	1	2	3	4	5	6
h_i	11/3	5/3	12/3	15/3	15/3	17/3

LPT sırası = 6 – 5 – 4 – 3 – 1 – 2

Adım 2:

$ B $	$ A $	α	β	$\alpha B $	$\beta 1 + A $	Atama
0	0	5	2	0	2	6. iş B setine atanır.
1	0	5	2	5	2	5. iş A setine atanır.
1	1	5	2	5	4	4. iş A setine atanır.
1	2	5	2	5	6	3. iş B setine atanır.
2	2	5	2	10	6	1. iş A setine atanır.
2	3	5	2	10	8	2. iş A setine atanır.

 $B = \{6, 3\}$ $A = \{2, 1, 4, 5\}$

Sıra = 6 – 3 – 2 – 1 – 4 – 5

Adım 3: $\Delta = P_6 + P_3$ $h_{\Delta} = h_6 + h_3 = 17/3 + 12/3$ $h_{\Delta} = 29/3$

$$h_d = (10 + 27 + 32) / 3 = 69/3$$

$h_A \leq h_d$ olduğundan model kısıtsız bir modeldir ve bu örnek problem için kullanılabilir.

B grubu erken işlerin kümesini A grubu da geç işlerin kümesini belirttiğinden dolayı B grubundaki son iş yani 3. İş (optimal bir çizelge olabilmesi için) tam teslim tarihinde tamamlanmalıdır. Bu nedenle optimal çizelge $t = 0$ anında başlatılmamalıdır.

$$h_6 + h_3 = (17 / 3) + (12 / 3) = 29 / 3$$

$$(69 / 3) - (29 / 3) = 40 / 3$$

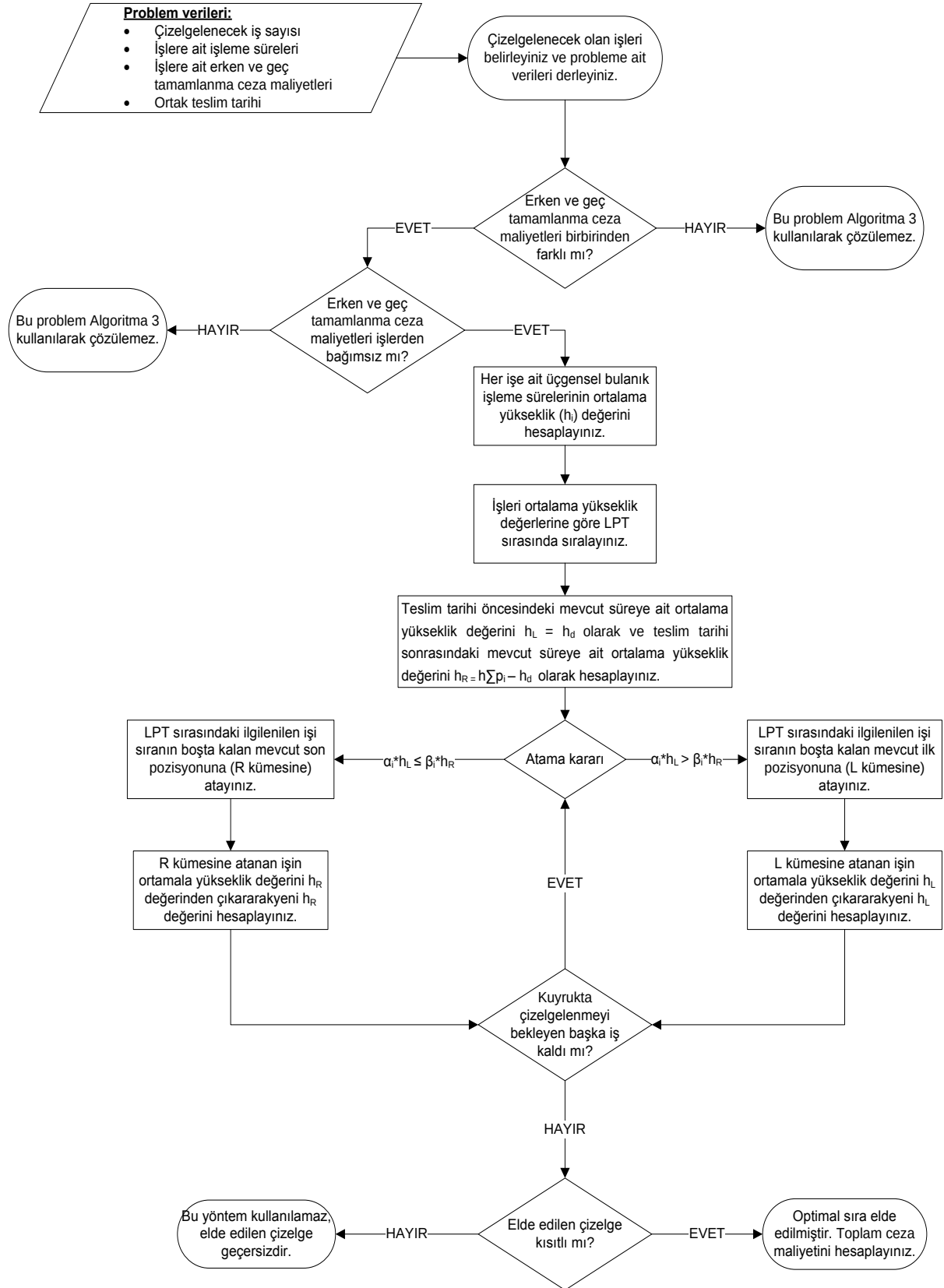
Eğer çizelge $h_t = 40 / 3$ anında başlatılırsa optimallik yakalanabilecektir.

İşler	Birikimli İşlem Zamanı	h_d	Atıl Zaman	Maliyet
6	$40/3 - 57/3$	$69/3$	$69/3 - 57/3 = 12/3$	$12/3 * 5$
3	$57/3 - 69/3$	$69/3$	$69/3 - 69/3 = 0$	$0 * 5$
2	$69/3 - 74/3$	$69/3$	$69/3 - 74/3 = 5/3$	$5/3 * 2$
1	$74/3 - 85/3$	$69/3$	$69/3 - 85/3 = 16/3$	$16/3 * 2$
4	$85/3 - 100/3$	$69/3$	$69/3 - 100/3 = 31/3$	$31/3 * 2$
5	$100/3 - 115/3$	$69/3$	$69/3 - 115/3 = 46/3$	$46/3 * 2$

Toplam Maliyet = $256/3$

5.3. İşlerden Bağımsız Erken ve Geç Tamamlanma Cezalarının Olduğu Kısıtlı Yöntemin Bulanıklaştırılması

3. bölümün 3. alt başlığında detaylı olarak açıklanan ve ilk iki yöntemin gerçekçi ve tercih edilen özelliklerini kullanan tez ile geliştirilen yöntemin akış şeması Şekil 5.3'te sunulmaktadır. Yöntemin isminin uzunluğu nedeni ile karar destek sisteminde bu yöntem kısaca "Algoritma 3" olarak isimlendirilmiştir.



Şekil 5.3. İşlerden bağımsız erken ve geç tamamlanma cezalarının olduğu kısıtlı yöntemin bulanıklaştırılmasına ait akış şeması

Yöntemin uygulama adımları aşağıda açıklandığı gibidir.

Adım 1: Öncelikle erken tamamlanma ve geç tamamlanma ceza maliyetlerinin birbirinden farklı ve işlerden bağımsız olduğunun kontrolü yapılır. Aksi takdirde bu sezgisel uygulanamaz.

Adım 2: Eğer Adım 1 sağlanıyorsa, kıyaslama kriteri olarak ortalama yükseklikler kullanılacağından her işe ait ortalama yükseklikler (h_i) hesaplanır ve LPT sırasında sıralanır.

Adım 3: Erken işler (L) kümesinin sınırları başlangıçtan ortak teslim tarihine kadar kabul edilir ve ortalama yükseklik değeri $h_L = h_d$ olarak atanır. Benzer şekilde geç işler (R) kümesinin sınırları da teslim tarihinden sonra en son işin tamamlanma zamanına kadar kabul edilir ve ortalama yükseklik değeri $h_R = \sum_{i=1}^n h_{p_i} - h_d$ olarak atanır.

Adım 4: Bu ifadeler ışığında çizelge uçlardan ortaya doğru doldurulmaya başlanır. Yani V şekilli bir çizelge elde etmek için erken işler sol baştan atanır, geç işler de sağ sondan atanır. LPT sırasındaki ilgilenilen iş için;

Eğer $\alpha_i * h_L > \beta_i * h_R$ ise ilgilenilen iş sıranın boşta kalan ilk pozisyonuna (Yani L grubuna);
Eğer $\alpha_i * h_L \leq \beta_i * h_R$ ise ilgilenilen iş sıranın boşta kalan son pozisyonuna; (Yani R grubuna) atanır.

Adım 5: İlgilenilen iş eğer L setine atandıysa h_L değerinden işe ait ortalama yükseklik çıkarılır. İlgilenilen iş eğer R setine atandıysa h_R değerinden işe ait ortalama yükseklik çıkarılır.

Kuyrukta bekleyen çizelgelenecek iş kalmayana kadar Adım 4 devam ettirilir.

Adım 6: Çizelge elde edilip erken işler kümesi belirlendikten sonra erken işler kümesine atanan işlerin işlem zamanları toplamı Δ hesaplanır ve problemin kısıtlı olup olmadığı kontrol edilir. Eğer $h_\Delta > h_d$ ise model kısıtlıdır denir denir ve elde edilen çizelge kullanılabilir.

Adım 7: Erken ve geç tamamlanma cezalarının toplam maliyeti hesaplanır.

$$f(S) = \sum (\alpha_i * E_i) + \sum (\beta_i * T_i)$$

Çizelge 5.4'te önerilen son yöntem için sayısal bir örnek sunulmuştur. Çizelgedeki verilere ek olarak ortak teslim tarihi $d = (5, 10, 15)$ olarak kabul edilmiştir.

Çizelge 5.4. Algoritma 3 sezgiselinin bulanıklaştırılması örneği

İşler	1	2	3	4	5	6
p_i	(4, 5, 8)	(6, 8, 12)	(3, 6, 15)	(8, 9, 11)	(0, 4 5)	(5, 7, 13)
α_i	2	1	4	1	2	1
β_i	5	3	2	5	3	4

Adım 1: İşlere ait ceza maliyetleri birbirinden ve işlerden bağımsızdır. Bir sonraki adıma geçilebilir.

Adım 2:

İşler	1	2	3	4	5	6
h_i	17 / 3	26 / 3	24 / 3	28 / 3	9 / 3	25 / 3

$$LPT \text{ sırası} = 4 - 2 - 6 - 3 - 1 - 5.$$

Adım 3:

$$h_L = h_d = 30 / 3$$

$$h_R = h \sum p_i - h_d = 129 / 3 - 30 / 3$$

$$h_R = 99 / 3$$

Adım 4 – Adım 5:

İş	h_L	h_R	αh_L	βh_R	Atama	Sıra
4	30/3	99/3	30/3	495/3	$\alpha h_L \leq \beta h_R$ olduğundan 4. iş mevcut son pozisyona	x x x x x 4
2	30/3	71/3	30/3	213/3	$\alpha h_L \leq \beta h_R$ olduğundan 2. iş mevcut son pozisyona	x x x x 2 4
6	30/3	45/3	30/3	180/3	$\alpha h_L \leq \beta h_R$ olduğundan 6. iş mevcut son pozisyona	x x x 6 2 4
3	30/3	20/3	120/3	40/3	$\alpha h_L > \beta h_R$ olduğundan 3. iş mevcut ilk pozisyona	3 x x 6 2 4
1	6/3	20/3	12/3	100/3	$\alpha h_L \leq \beta h_R$ olduğundan 1. iş mevcut son pozisyona	3 x 1 6 2 4
5	6/3	3/3	12/3	9/3	$\alpha h_L > \beta h_R$ olduğundan 5. iş mevcut ilk pozisyona	3 5 1 6 2 4

$$B = \{3, 5\}$$

$$A = \{1, 6, 2, 4\}$$

Adım 6:

$$\Delta = P_3 + P_5$$

$$h_\Delta = h_3 + h_5 = 24 / 3 + 9 / 3$$

$$h_\Delta = 33/3$$

$$h_d = (5 + 10 + 15) / 3 = 30/3$$

$h_\Delta > h_d$ olduğundan model kısıtlıdır ve bu örnek problem için kullanılabilir.

Adım 7: Erken işler kümesinin son işi olan 5. İşin tam olarak teslim tarihinde tamamlanabilmesi için eğer çizelge planlanan başlama tarihinden ortalama yükseklik değeri 3/3 olacak kadar erken başlatılabilirse çizelge optimal olacaktır. Bu durumda toplam ceza maliyeti aşağıdaki gibi hesaplanır.

İşler	Birikimli P_i	d	Sl_i	Maliyet
3	$-3/3 + 24/3$	$30/3$	$9/3$	$9/3 * 4$
5	$21/3 + 9/3$	$30/3$	0	0
1	$30/3 + 17/3$	$30/3$	$17/3$	$17/3 * 5$
6	$47/3 + 25/3$	$30/3$	$42/3$	$42/3 * 4$
2	$72/3 + 26/3$	$30/3$	$68/3$	$68/3 * 3$
4	$98/3 + 28/3$	$30/3$	$96/3$	$96/3 * 5$

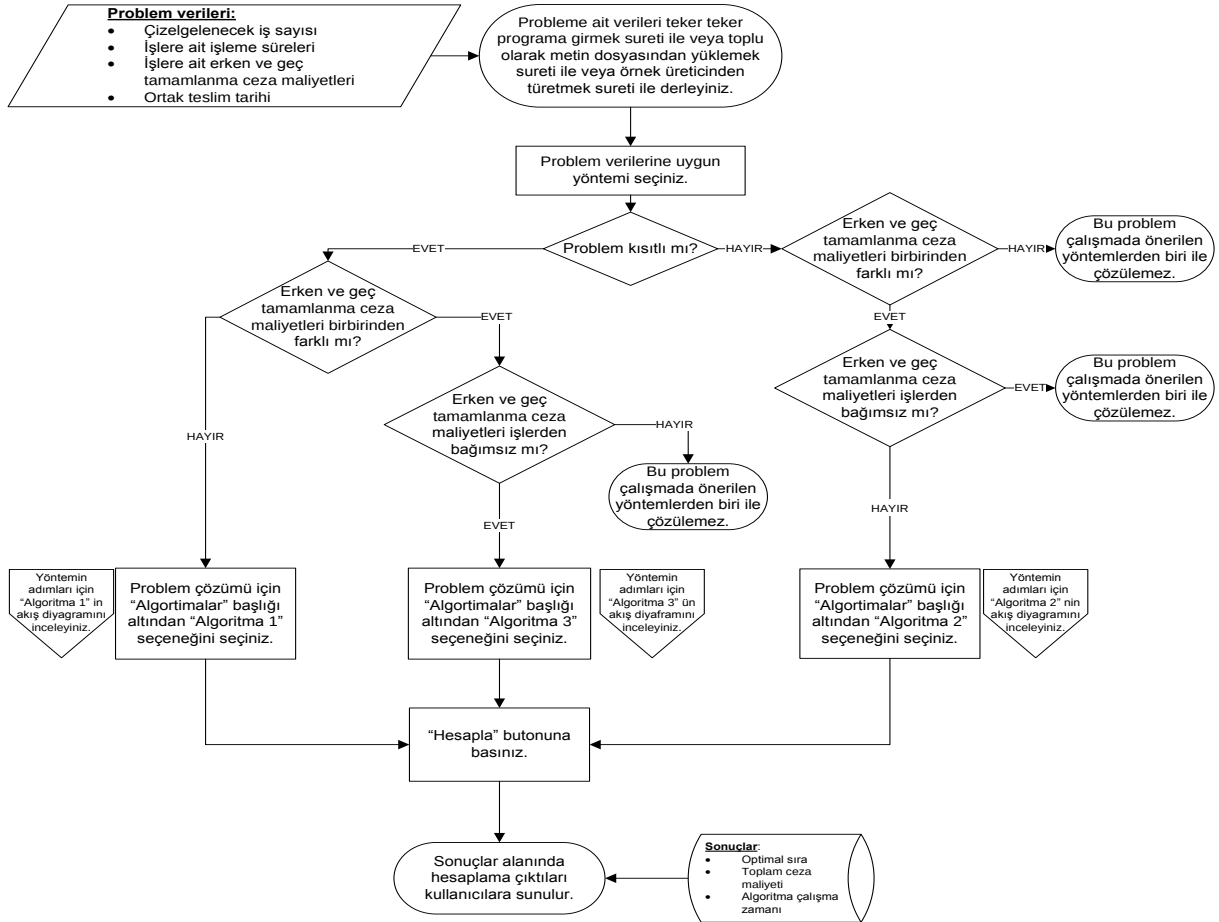
$$f(S) = 973/3$$

6. BULANIK ORTAMDA ORTAK TESLİM TARİHLİ TEK MAKİNE ÇİZELGELEME PROBLEMLERİ İÇİN BİR KARAR DESTEK SİSTEMİ

Çalışmada önerilen, bulanık ortamlarda çizelgeleme imkanı sağlayan yöntemlerin çözümü aşamasında, çizelgelenecek olan iş sayısı arttıkça problemlerin önceki bölümlerde sunulduğu şekli ile çözümü zorlaşacaktır. Bu nedenle, çok sayıdaki işin tek makinede çizelgelenmesini gerektiren durumlarda planlayıcılara işlem kolaylığı ve zamandan tasarruf sağlamak amacı ile bir karar destek sistemi geliştirilmiştir.

6.1. Karar Destek Sistemi Akış Şeması ve Adımları

Karar destek sisteminin algoritmaları değerlendirmede kullandığı karar mekanizmasını özetleyen akış şeması Şekil 6.1’de sunulduğu gibidir:



Şekil 6.1. Karar destek sistemine ait akış şeması

Programın algoritma adımları ise aşağıda anlatıldığı şekildedir:

Adım 1: Probleme ait veriler derlenir. Burada verilerden kasıt, tek makinede işlenecek olan iş sayısı, işlere ait işleme zamanları, ortak teslim tarihi ve erken ve geç tamamlanma ceza maliyetleridir.

Adım 2: İşlere ait üçgensel bulanık işlem süreleri ele alınarak her bir işin ortalama yükseklik değeri hesaplanır.

Adım 3: İşler en uzun işlem sürelerine (LPT) göre sıralanır. Burada üçgensel bulanık sayılar ile çalışıldığından kıyaslama kriteri olarak işlere ait ortalama yükseklik değerleri azalan düzende sıralanır.

Adım 4: Erken ve geç tamamlanma ceza maliyetlerinin birbirine eşit olmasına ve olmamasına göre problemler ayrılır. Eğer $\alpha_i = \beta_i = 1$ koşulu sağlanıyorsa Adım 5'ten devam edilir. Eğer erken ve geç tamamlanma ceza maliyetlerinin işlere bağımlı olduğu bir problem tipi ile çalışılıyorsa Adım 6'ya geçilir. Son olarak eğer ceza maliyetleri işlerden bağımsızsa Adım 7'den devam edilir.

Adım 5: Eğer $\alpha_i = \beta_i = 1$ koşulu sağlanıyorsa, problemin kısıtlı olup olmadığının kontrolü yapılır.

Eğer problem kısıtsız yapıda ise bu çalışmada önerilen yöntemlerden biri ile bu problem çözülemez, eğer kısıtlı ise Sundararaghavan ve Ahmed tarafından geliştirilen sezgisel yöntemin bulanıklaştırılması ile elde edilen yöntem kullanılabilir.

Bu yöntemde başlangıçta $h_L = h_d$ ve $h_R = h_{\Sigma p_i} - h_d$ olarak atanır. 'V' biçimli bir optimal çizelge elde edebilmek adına $h_L > h_R$ ilgilenilen iş mevcut ilk pozisyona yani erken işler kümesi olan L setinin boş olan ilk pozisyonuna atanır ve h_L değerinden ilgilenilen işin ortalama yüksekliği çıkarılarak $(h_L - h_i)$ yeni h_L değeri hesaplanır. Kuyrukta atanacak iş kalmayana kadar bu adımlar devam ettirilir. Aksi takdirde ilgilenilen iş mevcut son pozisyona yani geç işler kümesi olan R setinin boş olan son pozisyonuna atanır ve benzer şekilde h_R değerinden ilgilenilen işin ortalama yüksekliği çıkarılarak $(h_R - h_i)$ yeni h_R değeri hesaplanır. Kuyrukta atanacak iş kalmayana kadar bu adım devam ettirilir.

Erken ve geç tamamlanan işlerin toplam ceza maliyeti hesaplanır.

$$f(S) = \sum E_i + \sum T_i$$

Adım 6: Eğer erken ve geç tamamlanma ceza maliyetlerinin işlere bağımlı olduğu bir problem üzerinde çalışılıyorsa; B seti erken tamamlanan işlerin kümesini ve A seti de geç tamamlanan işlerin kümesini göstermek üzere ve $|B|$ ve $|A|$, sırası ile B ve A setlerindeki iş sayılarını göstermek üzere; başlangıçta iki kümenin de boş olduğu varsayılarak, şayet $\alpha |B| < \beta |1 + A|$ ise LPT sırasında takip eden iş B setine değilse A setine atanır. B seti için atamalar baştan sona doğru iken A seti için sondan başa doğrudur. Böylelikle V şekilli bir çizelge elde edilecektir.

İlgilenilen iş hangi sete atandıysa, ilgili setin eleman sayısı bir arttırılır ve kuyrukta atanmayı bekleyen iş kalmayana kadar Adım 7'ye devam edilir.

Burada $\alpha = \beta$ olan daha basit yapıdaki problemlerde Δ , verilen parametrelerden problemi çözmeden önce hesaplanabilmekteydi. Farklı erken ve geç tamamlanma ceza maliyetlerinin olduğu durumda ise Δ , problem çözülmeden önce hesaplanamamaktadır. Problem çözülüp, erken işler kümesi belirlendikten sonra, erken işler kümesine atanan işlerin işlem zamanları toplamı Δ , ortak teslim tarihi d ' den küçükse problem kısıtsızdır denir ve elde edilen çizelge kullanılabilir.

Erken ve geç tamamlanan işlerin toplam ceza maliyeti hesaplanır.

$$f(S) = \alpha \sum E_i + \beta \sum T_i$$

Adım 7: Eğer maliyetlerin işlerden bağımsız olduğu problem ile çalışılıyorsa; erken işler (L) kümesinin sınırları başlangıçtan ortak teslim tarihine kadar kabul edilir ve $L = d$ olarak atanır. Benzer şekilde geç işler (R) kümesinin sınırları da teslim tarihinden sonra en son işin tamamlanma zamanına kadar kabul edilir ve $R = \sum_{i=1}^n p_i - d$ olarak atanır. Başka bir ifade ile L, teslim tarihi öncesinde çizelgeleme yapılabilecek mevcut zamanı ve R'de teslim tarihinden sonraki planlama yapılabilecek mevcut zamanı ifade etmektedir.

Bu ifadeler ışığında çizelge uçlardan ortaya doğru doldurulmaya başlanır. Yani V şekilli bir çizelge elde etmek için erken işler sol baştan atanır geç işler de sağ sondan atanır. LPT sırasındaki ilgilenilen iş için;

Eğer $\alpha * L > \beta * R$ ise ilgilenilen iş sıranın boşta kalan ilk pozisyonuna (Yani L grubuna);

Eğer $\alpha * L \leq \beta * R$ ise ilgilenilen iş sıranın boşta kalan son pozisyonuna; (Yani R grubuna) atanır.

Atama gerçekleştirildikten sonra, ilgilenilen iş hangi gruba atandıysa, ilgili gruba ait mevcut zamandan ilgilenilen işin işleme süresi çıkartılır ve yeni L' ve R' değerleri hesaplanır.

Eğer iş L grubuna atandıysa erken işler için kalan mevcut zaman $L' = L - p_i$ olur.

Eğer iş R grubuna atandıysa geç işler için kalan mevcut zaman $R' = R - p_i$ olur.

Kuyrukta bekleyen iş kalmayana kadar atama işlemlerine devam ettirilir.

En iyi çizelgede sıradaki b. iş tam olarak ortak teslim tarihi d'de tamamlanır. Burada b, $\forall_i$ teslim tarihi cezasını belirtmek üzere, $\sum_{i=1}^b (\alpha_i + \beta_i) \geq \sum_{i=1}^n (\beta_i - \forall_i)$ eşitsizliğini sağlayan en küçük tamsayıdır. Bir önceki yöntemde de anlatıldığı gibi, b değeri problemi çözmeden hesaplanamamaktadır. Problem çözülüp, erken işler kümesi belirlendikten sonra, $d < \Delta$ ise problem kısıtlıdır denir ve elde edilen çizelgenin toplam ceza maliyeti aşağıdaki gibi hesaplanır.

$$f(S) = \sum \alpha_i * E_i + \sum \beta_i * T_i$$

6.2. Arayüz Hakkında Kısa Bilgi

Ara yüz, kullanıcı ile etkileşime geçen, bir şeyler hazırlamasını, müzik dinlemesini, video izlemesini, veri girebilmesini vs. sağlayarak kullanıcıya yardımcı olan araçların bütünüdür. Kullanıcıya yönelik tasarlanan ara yüz, görsel ya da şematik, basit ya da karmaşık olabilir [63].

6.3. Karar Destek Sistemi Ara yüzü

Yukarıda belirtilen problemlerin çözümü için önerilen karar destek sistemine ait ara yüz ekranı ve ara yüzdeki alanların kullanım amaçları aşağıda açıklandığı gibidir.

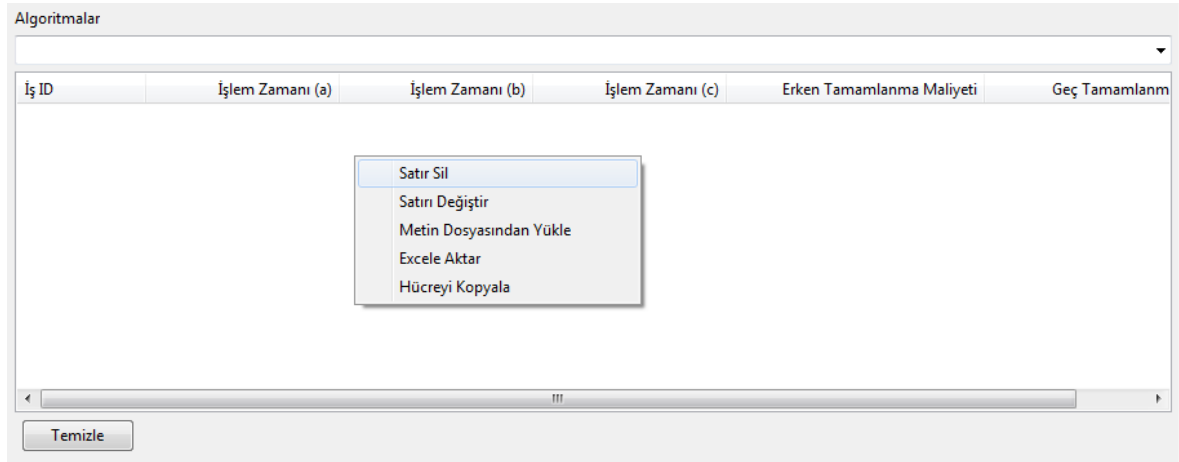
The screenshot displays the 'Algoritmalar' (Algorithms) section of the Decision Support System interface. It features a table with columns for 'İş ID', 'İşlem Zamanı (a)', 'İşlem Zamanı (b)', 'İşlem Zamanı (c)', 'Erken Tamamlanma Maliyeti', and 'Geç Tamamlanma Maliyeti'. Below the table, there are input fields for 'İş ID', 'İşlem Zamanı(a)', 'İşlem Zamanı(b)', 'İşlem Zamanı(c)', 'Alpha', and 'Beta', along with an 'Ekle' (Add) button. Further down, there are input fields for 'Teslim Tarihi(a)', 'Teslim Tarihi(b)', and 'Teslim Tarihi(c)', followed by a 'HESAPLA' (Calculate) button. The 'Sonuçlar' (Results) section includes a text area for 'Optimal Sıra', a text area for 'Toplam Ceza Maliyeti', and a text area for 'Algoritma Çalışma Zamanı'. A 'Metin Olarak Kaydet' (Save as Text) button is located at the bottom of the results section.

Şekil 6.2. Karar destek sistemi ara yüzü

Ara yüzün en üst kısmında yer alan “Algoritmalar” başlıklı açılır kutucuktan tek makinede çizelgelenmek istenilen problem tipine uygun algoritma seçilir. Çizelgelenmek istenen işlere ait iş ID, üçgensel bulanık işlem zamanları ve erken ve geç tamamlanma ceza maliyetlerine ilişkin bilgiler ise liste ekranının hemen altında yer alan kutucuklara sırası ile girilerek “Ekle” butonuna basılır. Eklenmek istenilen işler hemen üstte yer alan listeye girilen sırada alt alta eklenir. Burada eklenmek istenilen verilerden “İş ID” kolonuna alfa numerik olarak ekleme yapılabilir. İşlere ait üçgensel bir bulanık sayı olan ortak teslim tarihi ise “Teslim Tarihi (a), Teslim Tarihi (b)” ve “Teslim Tarihi (c)” kutucuklarına yazılarak “Hesapla” butonuna basıldığında, elde edilen optimal sıra ve toplam ceza maliyeti bilgileri “Sonuçlar” bölümünde son kullanıcıya sunulur. Burada, işlerin işleme

sürelerine ait verilerin girildiği alanlar, teslim tarihine ilişkin verilerin girildiği alanlar ve ceza maliyetlerine ilişkin verilen girildiği alanlar sadece nümeriktir, sayı haricinde kullanıcının başka bir değer girmesi engellenmiştir. Ayrıca karar destek sisteminin problemi ne kadarlık bir zaman diliminde çözdüğü bilgisi de “Algoritma Çalışma Zamanı” kutucunda kullanıcıya sunulmaktadır. Kullanıcı dilerse “Metin Olarak Kaydet” butonuna tıklayarak sonuçları bilgisayarına .txt uzantılı bir not defteri içerisinde kaydedebilir. Bütün hesaplamalar tamamlandığında liste ekranının hemen altında yer alan “Temizle” butonuna tıklanarak ekran temizlenebilir.

Liste ekranı üzerine bir sağ tık menü opsiyonu eklenerek kullanıcıya kolaylık sağlayacak bazı eklentiler eklenmiştir.



Şekil 6.3. Karar destek sistemi ara yüzü sağ tık menüsü opsiyonları

Öncelikle listeye eklenen işler arasından silinmek istenilen bir iş olduğunda satır seçilerek işaretlendikten sonra sağ tık menüsü üzerinden “Satır Sil” opsiyonu seçilerek istenilen satır listeden çıkarılabilir. “Satır Sil” opsiyonun hemen altında yer alan “Satır Değiştir” opsiyonu kullanılarak, listeye eklenmiş olan bir iş üzerinde istenilen alanda istenilen değişiklikler yapılabilir.

İş sayısı arttıkça kullanıcının programa işlere ait verileri tek tek girmesi kullanıcılar açısından pratik olmayacaktır ve zaman kaybına neden olacaktır. Karar destek sistemini daha pratik ve verimli hale getirebilmek adına kullanıcıların işlere ait verileri bir dosya üzerinden toplu olarak yükleyebilmesine olanak tanınmıştır. İşlere ait programa girilmesi gereken veriler aşağıdaki not defteri ekran görüntüsünde belirtildiği düzende bir not

defterine kaydedilir. Bu aşamada verilerin teker teker not defterine belirtilen formatta girilmesi yerine bir excel sayfasından kopyalama ve yapıştırma yapıldığında veriler not defterine istenilen formatta eklenmektedir. Sadece en üst satıra üçgensel bulanık ortak teslim tarihi eklenmeli ve “diyez (#)” işareti konulmalıdır.

Dosya	Düzen	Biçim	Görünüm	Yardım	
#10	27	32			
1	4	5	8	1	2
2	6	8	12	3	1
3	3	6	15	1	5
4	8	9	11	1	1
5	0	4	5	8	1
6	5	7	13	1	1
7	3	5	7	1	4
8	1	2	3	2	1
9	4	7	9	1	1
10	3	5	11	1	1

Şekil 6.4. Not defterine kayıt formatı

İş bilgilerinin karar destek sistemine girildiği sırada “İş ID” sonrasında sırası ile üçgensel bulanık işleme zamanına ait a, b, c değerleri ve son olarak da erken tamamlanma ve geç tamamlanma ceza maliyeti bilgileri eklenmelidir. İstenilen değerler belirtilen formatta bir not defterine kaydedildikten sonra sağ tık menü opsiyonlarından “Metin Dosyasından Yükle” seçilerek istenilen not defteri karar destek sistemine aktarılabilir.

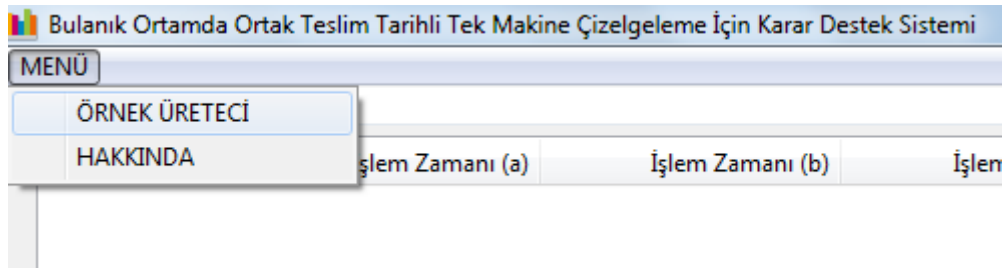
Liste ekranının yer alan iş bilgileri sağ tık menüsü üzerinde yer alan “Excele Aktar” opsiyonu ile excel sayfasına aşağıda belirtilen formatta aktarılabilir.

L18	:	X	✓	f_x		
	A	B	C	D	E	F
	İş ID	İşlem Zamanı (a)	İşlem Zamanı (b)	İşlem Zamanı (c)	Erken Tamamlanma Maliyeti	Geç Tamamlanma Maliyeti
1						
2	1	4	5	8	1	1
3	2	6	8	12	1	1
4	3	3	6	15	1	1
5	4	8	9	11	1	1
6	5	0	4	5	1	1
7	6	5	7	13	1	1
8	7	3	5	7	1	1
9	8	1	2	3	1	1
10	9	4	7	9	1	1
11	10	3	5	11	1	1
12						

Şekil 6.5. “Excele Aktar” sağ tık menü opsiyonun çıktı formatı

Sağ tık menüsü üzerinde yer alan son opsiyon olan “Hücreyi Kopyala” opsiyonu ile herhangi bir hücre içerisinde yer alan değer istenilen yere kopyalanabilir.

Karar destek sistemine ayrıca son kullanıcıların önerilen algoritmaları çok sayıda örnek ile test edebilmesine imkan tanıyan bir rassal üreteç de eklenmiştir. Üretece “Menü” başlığının altında yer alan “ÖRNEK ÜRETECİ” menüsünden ulaşılabilir.



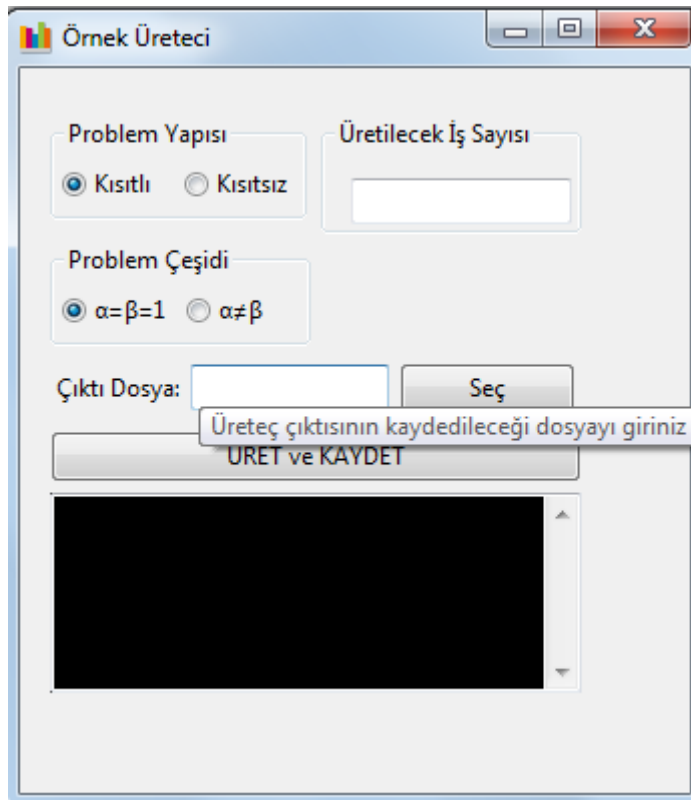
Şekil 6.6. Örnek üretici menü yolu

Örnek üretici ekran görüntüsü Şekil 6.7’de sunulduğu gibidir. Öncelikle son kullanıcı çalışmak istediği problem yapısını kısıtlı ya da kısıtsız alternatiflerinden birini seçerek belirler. “Üretilecek İş Sayısı” kutucuğuna çizelgelenmek istenilen iş miktarı girilir. Bu miktarda herhangi bir kısıtlama bulunmamaktadır. “Problem Çeşidi” kısmından da ceza maliyetlerinin birbirine eşit veya eşit olmama durumlardan biri seçilir.

Eğer ilk aşamada problem tipi kısıtsız seçilmişse ve problem çeşidi de ceza maliyetleri birbirinden farklı olarak seçilmişse çalışmada önerilen 2. Algoritma' ya uygun olarak erken tamamlanma ve geç tamamlanma ceza maliyetlerin işlere bağımlı olduğu örnekler üretilir.

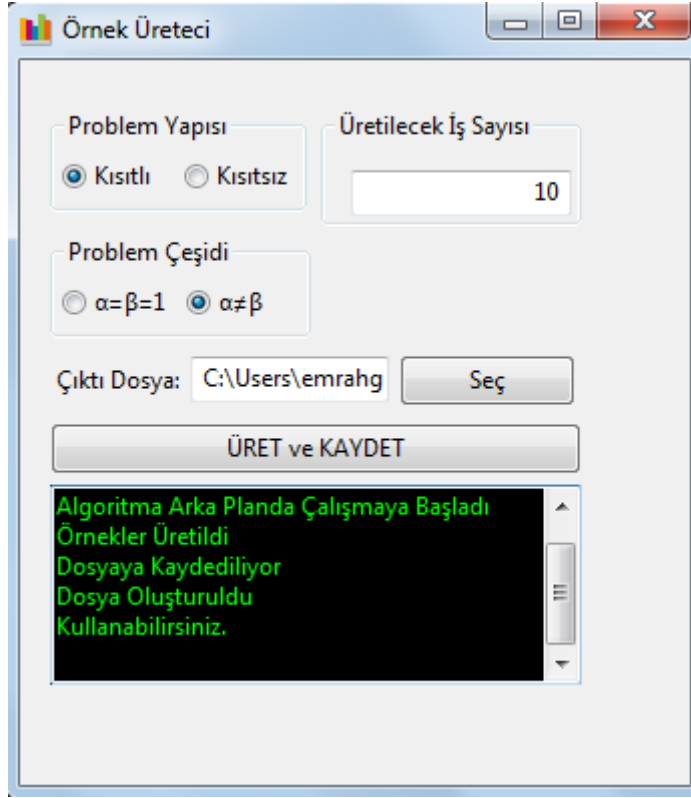
Eğer ilk aşamada problem tipi kısıtlı seçilip, problem çeşidi de ceza maliyetleri birbirinden farklı olarak seçilmişse çalışmada önerilen 3. Algoritma 'ya uygun olarak erken tamamlanma ve geç tamamlanma ceza maliyetlerin işlerden bağımsız olduğu örnekler üretilir.

“Çıktı Dosya” alanında üreteç çıktısının kaydedileceği metin dosyası seçilir ve “ÜRET ve KAYDET” butonuna basılarak üreteç çıktıları belirtilen metin dosyasına kaydedilir.



Şekil 6.7. Örnek üretici ekran görüntüsü

Üreteç çalışırken aşağıda Şekil 6.8’de gösterildiği gibi hangi aşamayı gerçekleştirmekte olduğu ile ilgili ve işlemin tamamlanıp tamamlanmadığı ile ilgili olarak son kullanıcıya bilgi mesajları gönderir.



Şekil 6.8. Örnek üretici bilgi mesajları

Rassal olarak oluşturulan işlere ait verilerin metin dosyasını Şekil 6.4’te belirtilen formatta hazırlar.

6.4. Ara yüzde Kullanılan Hata Mesajları ve İpucu Metinleri

Tasarlanan ara yüzde kullanıcıya ipucu veren metinler ile onu uyarma, hatasını belirtme amacı taşıyan çeşitli mesajlar hazırlamıştır. İpucu metinleri bazı düğmelere farenin yaklaştırılması ile birlikte ekranda belirmektedir. Programa eklenen örnek üretici ekranında “Çıktı Dosya” alanında farenin bekletilmesi ile Şekil 6.7’de de belirtilen “Üreteç çıktısının kaydedileceği dosyayı giriniz” ipucu metni belirmektedir.

Hata mesajları ise çözümü mümkün olmayan değerler girildiğinde ortaya çıkmaktadır. Kısıtlı bir problemi çözmek için girilen veriler problemin kısıtsız olmasını destekliyorsa

Şekil 6.9’da gösterildiği gibi ekrana “Problem kısıtsızdır ve bu algoritma için uygun değildir” hata mesajı gelmektedir.

Bulanık Ortamda Ortak Teslim Tarihli Tek Makine Çizelgeleme İçin Karar Destek Sistemi

MENÜ

Algoritma 1: Kısıtlı ($\alpha=\beta$)

İş ID	İşlem Zamanı (a)	İşlem Zamanı (b)	İşlem Zamanı (c)	Erken Tamamlanma Maliyeti	Geç Tamamlanma Maliyeti
1	4	5	8	1	1
2	6	8	12	1	1
3	3	6	15	1	1
4	8	9	11	1	1
5	0	4	5	1	1
6	5	7	13	1	1
7	3	5	7	1	1
8	1	2	3	1	1
9	4	7	9	1	1
10	3	5	11	1	1

Temizle

İş ID

Beta

Ekle

Teslim Tarihi(a)

Teslim Tarihi(b)

Teslim Tarihi(c)

100

200

300

HESAPLA

Uyarı

Problem kısıtsızdır ve bu algoritma için uygun değildir.

OK

Şekil 6.9. Hata mesajı örneği

Benzer şekilde problem yapısının kısıtlı olduğu bir örnekte kısıtsız bir algoritma seçilerek çözülmek istenildiğinde de “Problem kısıtlıdır ve bu algoritma için uygun değildir” hata mesajı belirecektir.

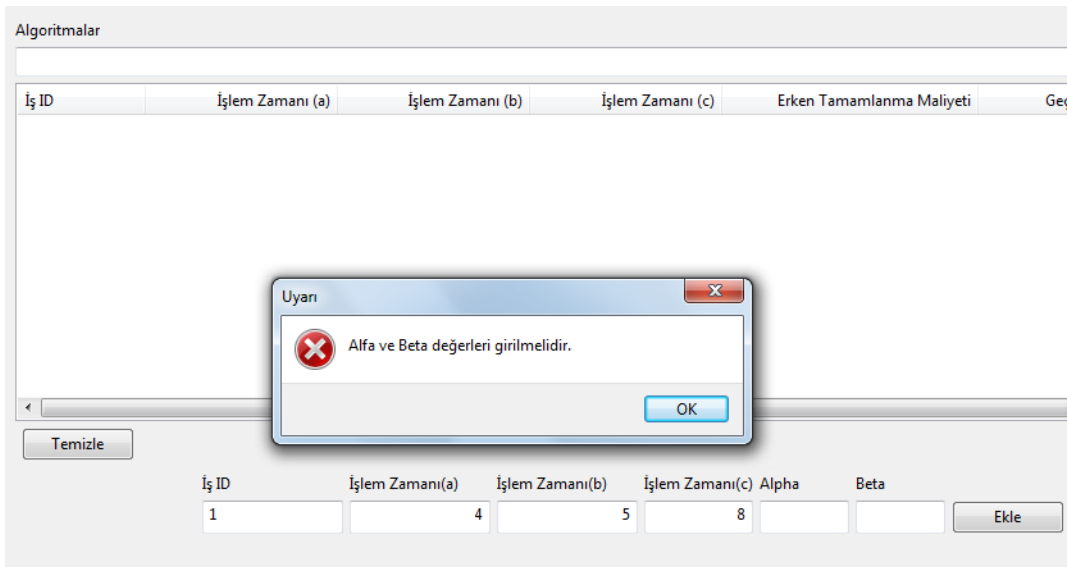
Eğer çalışmada önerilen ilk yöntem olan Sundararaghavan ve Ahmed sezgiselinin bulanıklaştırılması ile çözülmek istenilen kısıtlı bir probleme ait veriler girilirken, erken ve geç tamamlanma değerleri “1” den farklı bir değer girilirse “Bu algoritmanın kullanılabilmesi için alfa ve beta değerlerinin 1 olması gerekmektedir.” hata mesajı ekranda belirecektir.

Karar destek sistemine girilen verilerden, “İş ID” alanı hariç, kalan bütün alanlar nümerik olarak ayarlandığından ve kullanıcının hata yapmasını engellemek amacı ile nümerik olmayan verilerin girilmesi engellendiğinden bu konu ile ilgili hata mesajı eklenmemiştir. İşlere ve teslim tarihine ait üçgensel bulanık sayıların formatının bir üçgen belirtmesi ve sırası ile kötümser, orta ve iyimser değerleri belirtmesi nedeni ile $a < b < c$ olması

gerekmektedir. Son kullanıcıların girdiği veriler bu formatı sağlamıyorsa, kullanıcıya “ $a < b < c$ olmalıdır” şeklinde bir hata mesajı sunulur ve kayıt işlemi gerçekleşmez.

Eğer karar destek sistemine eklenmiş olan bir “İş ID” ile tekrar bir kayıt eklenmek istenirse, ekranda “Aynı İş ID ile bir kayıt zaten mevcut, ekleyemezsiniz” hata mesajı belirecektir ve kayıt işlemi gerçekleşmeyecektir.

Eğer karar destek sistemine ceza maliyetlerinden en az bir tanesi girilmeden veriler kaydedilmek istenirse, kullanıcı Şekil 6.10’da gösterilen “Alfa ve Beta değerleri girilmelidir.” uyarısı ile karşılaşacaktır.



Şekil 6.10. Ceza maliyetlerinin girilmemesi durumunda karşılaşılan hata mesajı

6.5. Karar Destek Sistemi İle Uygulamalı Örnek Çözümleri

Bu bölümde 5. Bölümün alt başlıklarında sunulan örnek problemlerin karar destek sistemi ile çözümleri sunulmuştur.

6.5.1. Erken tamamlanma ve geç tamamlanma ceza maliyetlerinin birbirine eşit ve “1” olduğu kısıtlı yöntem

Çizelge 5.2’de sunulan ve ortak teslim tarihi $d = (7, 11, 22)$ olarak verilen 6 işin karar destek sistemi ile çözümünün ekran görüntüsü Şekil 6.11’de sunulduğu gibidir.

MENÜ

Algoritmalar

Algoritma 1: Kısıtlı ($\alpha=\beta$)

İş ID	İşlem Zamanı (a)	İşlem Zamanı (b)	İşlem Zamanı (c)	Erken Tamamlanma Maliyeti	Geç Tamamlanma Maliyeti
1	1	2	3	1	1
2	3	4	5	1	1
4	2	3	5	1	1
5	3	5	6	1	1
6	0	2	3	1	1
3	6	7	10	1	1

Temizle

İş ID İşlem Zamanı(a) İşlem Zamanı(b) İşlem Zamanı(c) Alpha Beta

3 6 7 10 1 1 Ekle

Teslim Tarihi(a) Teslim Tarihi(b) Teslim Tarihi(c)

7 11 22 HESAPLA

Sonuçlar

Optimal Sıra

3->2->6->1->4->5

Toplam Ceza Maliyeti

24.6666666667

Algoritma Çalışma Zamanı

0.000381072393111 saniye

Şekil 6.11. Erken tamamlanma ve geç tamamlanma ceza maliyetlerinin birbirine eşit ve “1” olduğu kısıtlı problemin çözümünün ekran görüntüsü

6.5.2. Farklı erken tamamlanma ve geç tamamlanma ceza maliyetlerine sahip kısıtsız yöntemin bulanıklaştırılması

Çizelge 5.3’te sunulan ve ortak teslim tarihi $d = (10, 27, 32)$ olan işlere ait erken tamamlanmasına atanan ceza maliyeti $\alpha=5$ ve geç tamamlanmasına atanan ceza maliyeti de $\beta=2$ olarak atanmıştır. Problemin karar destek sistemi ile çözümünün ekran görüntüsü Şekil 6.12’de sunulduğu gibidir.

Bulanık Ortamda Ortak Teslim Tarihli Tek Makine Çizelgeleme İçin Karar Destek Sistemi

MENÜ

Algoritma 2: Kısıtsız ($\alpha \neq \beta$)

İş ID	İşlem Zamanı (a)	İşlem Zamanı (b)	İşlem Zamanı (c)	Erken Tamamlanma Maliyeti	Geç Tamamlanma Maliyeti
1	1	4	6	5	2
2	0	2	3	5	2
3	3	4	5	5	2
4	4	5	6	5	2
5	3	5	7	5	2
6	4	5	8	5	2

Temizle

İş ID İşlem Zamanı(a) İşlem Zamanı(b) İşlem Zamanı(c) Alpha Beta

6 4 5 8 5 2 Ekle

Teslim Tarihi(a) Teslim Tarihi(b) Teslim Tarihi(c)

10 27 32 HESAPLA

Sonuçlar

Optimal Sıra 6->3->2->1->5->4

Toplam Ceza Maliyeti 85.3333333333

Algoritma Çalışma Zamanı 9.90613716567e-05 saniye

Şekil 6.12. Farklı erken/geç tamamlanma ceza maliyetlerine sahip kısıtsız problemin çözümünün ekran görüntüsü

Ekran görüntüsünden de görüleceği üzere karar destek sistemi alternatif bir optimal çizelge önermektedir. Problemin el ile çözümünde optimal çizelge 6 – 3 – 2 – 1 – 4 – 5 olarak belirlenmiş ve toplam ceza maliyeti 256/3 olarak elde edilmişti. Karar destek sistemi de aynı toplam ceza maliyetine sahip ikinci bir alternatif çizelge önermiştir. Probleme ait alternatif çizelge oluşmasının temel nedenleri erken tamamlanma ceza maliyetinin ve geç tamamlanma ceza maliyetinin işler bazında aynı olması, değişkenlik göstermemesi ve 4. ve 5. işlere ait ortalama yükseklik değerlerinin birbirine eşit ($15/3$) çıkmasıdır.

6.5.3. İşlerden bağımsız erken ve geç tamamlanma cezalarının olduğu kısıtlı yöntemin bulanıklaştırılması

Çizelge 5.4'te sunulan örnek problem verilerinin karar destek programı ile çözümüne ait ekran görüntüsü Şekil 6.13'te sunulmuştur.

MENÜ

Algoritmalar

Algoritma 3: Kısıtlı (α, β)

İş ID	İşlem Zamanı (a)	İşlem Zamanı (b)	İşlem Zamanı (c)	Erken Tamamlanma Maliyeti	Geç Tamamlanma Maliyeti
1	4	5	8	2	5
2	6	8	12	1	3
3	3	6	15	4	2
4	8	9	11	1	5
5	0	4	5	2	3
6	5	7	13	1	4

Temizle

İş ID İşlem Zamanı(a) İşlem Zamanı(b) İşlem Zamanı(c) Alpha Beta

6 5 7 13 1 4 Ekle

Teslim Tarihi(a) Teslim Tarihi(b) Teslim Tarihi(c)

5 10 15 HESAPLA

Sonuçlar

Optimal Sıra

3->5->1->6->2->4

Toplam Ceza Maliyeti

324.333333333

Algoritma Çalışma Zamanı

7.8088918599e-05 saniye

Şekil 6.13. İşlerden bağımsız erken ve geç tamamlanma cezalarının olduğu kısıtlı problemin çözümünün ekran görüntüsü

6.6. Karar Destek Sisteminin Performansı

Python programlama dili ile hazırlanan karar destek sistemi; İ7, 2.8 GHz, Quad Core işlemcili, 8 GB Ram ve Windows7, 64 bitlik işletim sistemine sahip bir bilgisayarda test edilmiştir. Test aşamasında 1 000 000 işe kadar olan büyük boyutlu problemlerin tek makinede çizelgelenmesi için önceki bölümlerde anlatılan rassal üreteçten yararlanılmıştır. Programın, sayaç yardımı ile türetilen problem verilerinden 1 000 000 işe kadar olan büyük boyutlu olarak nitelendirilebilecek problemleri saniyeler içerisinde sonuçlandırdığı gözlemlenmiştir.

Aşağıdaki çizelgelerde, tez ile geliştirilen bulanık çizelgeleme yöntemlerinin performanslarını gösteren örnek büyüklüğüne göre karar destek sisteminin hesaplama süreleri sunulmaktadır. Örnek büyüklüğüne bağlı olarak ortalama değerler ele alınmıştır, ortalama hesaplama süreleri örnek verilerinin büyüklüğüne göre değişiklik gösterebilmektedir.

Çizelge 6.1. Sundararaghavan ve Ahmed sezgiselinin bulanıklaştırılmış hali için KDS performans tablosu

İş Sayısı	Ortalama Hesaplama Süresi (Saniye)
2 - 9	$\leq 0,0002$
10 - 19	$\leq 0,0003$
20 - 24	$\leq 0,0004$
25 - 37	$\leq 0,0005$
38 - 49	$\leq 0,0006$
50 - 59	$\leq 0,0007$
60 - 65	$\leq 0,0008$
66 - 72	$\leq 0,0009$
73 - 75	$\leq 0,001$
76 - 80	$\leq 0,002$
81 - 95	$\leq 0,003$
96 - 115	$\leq 0,004$
116 - 145	$\leq 0,005$
146 - 200	$\leq 0,006$
201 - 220	$\leq 0,007$
221 - 235	$\leq 0,008$
236 - 265	$\leq 0,009$
266 - 550	$\leq 0,01$
551 - 1600	$\leq 0,02$
1601 - 3000	$\leq 0,03$
3001 - 5000	$\leq 0,04$
5001 - 5500	$\leq 0,05$

İş Sayısı	Ortalama Hesaplama Süresi (Saniye)
5501 - 6000	$\leq 0,06$
6001 - 7000	$\leq 0,07$
7001 - 7700	$\leq 0,08$
7701 - 8200	$\leq 0,09$
8201 - 20 000	$\leq 0,1$
20 001 - 30 000	$\leq 0,2$
30 001 - 40 000	$\leq 0,3$
40 001 - 45 000	$\leq 0,4$
45 001 - 55 000	$\leq 0,5$
55 001 - 60 000	$\leq 0,6$
60 001 - 78 000	$\leq 0,7$
78 001 - 85 000	$\leq 0,8$
85 001 - 100 000	$\leq 0,9$
100 000 - 200 000	≤ 1
200 001 - 300 000	≤ 2
300 001 - 400 000	≤ 3
400 001 - 500 000	≤ 4
500 001 - 600 000	≤ 5
600 001 - 700 000	≤ 6
700 001 - 800 000	≤ 7
800 001 - 900 000	≤ 8
900 001 - 1 000 000	≤ 9
1 000 000 - ...	≥ 10

Çizelge 6.2. Farklı ceza maliyetlerine sahip kısıtsız ve bulanık yöntem için KDS performans tablosu

İş Sayısı	Ortalama Hesaplama Süresi (Saniye)
2 - 10	$\leq 0,0002$
11 - 20	$\leq 0,0003$
21 - 45	$\leq 0,0004$
46 - 60	$\leq 0,0005$
61 - 70	$\leq 0,0006$
71 - 84	$\leq 0,0007$
85 - 93	$\leq 0,0008$
94 - 100	$\leq 0,0009$
101 - 150	$\leq 0,001$
151 - 250	$\leq 0,002$
251 - 400	$\leq 0,003$
401 - 500	$\leq 0,004$
501 - 680	$\leq 0,005$
681 - 900	$\leq 0,006$
901 - 1400	$\leq 0,007$
1401 - 1900	$\leq 0,008$
1901 - 2300	$\leq 0,009$
2301 - 2500	$\leq 0,01$
2500 - 8000	$\leq 0,02$

İş Sayısı	Ortalama Hesaplama Süresi (Saniye)
8001 - 10 000	$\leq 0,03$
10 001 - 15 000	$\leq 0,04$
15 001 - 20 000	$\leq 0,05$
20 001 - 25 000	$\leq 0,06$
25 001 - 30 000	$\leq 0,07$
30 001 - 35 000	$\leq 0,08$
35 000 - 40 000	$\leq 0,09$
40 001 - 50 000	$\leq 0,1$
50 001 - 60 000	$\leq 0,2$
60 001 - 90 000	$\leq 0,3$
90 001 - 110 000	$\leq 0,4$
110 001 - 130 000	$\leq 0,5$
130 001 - 150 000	$\leq 0,6$
150 001 - 180 000	$\leq 0,7$
180 001 - 200 000	$\leq 0,8$
200 000 - 300 000	$\leq 0,9$
300 001 - 480 000	≤ 1
480 001 - 500 000	≤ 2
500 000 - 1 000 000	≤ 3
1 000 000 - ...	≥ 4

Çizelge 6.3. İşlerden bağımsız ceza maliyetlerinin olduğu kısıtlı ve bulanık yöntem için KDS performans tablosu

İş Sayısı	Ortalama Hesaplama Süresi (Saniye)	İş Sayısı	Ortalama Hesaplama Süresi (Saniye)
2 - 9	$\leq 0,0002$	10 001 - 15 000	$\leq 0,04$
10 - 19	$\leq 0,0003$	15 001 - 20 000	$\leq 0,05$
20 - 30	$\leq 0,0004$	20 000 - 25 000	$\leq 0,06$
31 - 40	$\leq 0,0005$	25 000 - 30 000	$\leq 0,07$
41 - 50	$\leq 0,0006$	30 001 - 35 000	$\leq 0,08$
51 - 60	$\leq 0,0007$	35 001 - 40 000	$\leq 0,09$
61 - 65	$\leq 0,0008$	40 001 - 50 000	$\leq 0,1$
66 - 75	$\leq 0,0009$	50 001 - 65 000	$\leq 0,2$
76 - 90	$\leq 0,001$	65 001 - 90 000	$\leq 0,3$
91 - 290	$\leq 0,002$	90 001 - 115 000	$\leq 0,4$
291 - 350	$\leq 0,003$	115 001 - 140 000	$\leq 0,5$
351 - 400	$\leq 0,004$	140 001 - 160 000	$\leq 0,6$
401 - 1500	$\leq 0,005$	160 001 - 180 000	$\leq 0,7$
1501 - 1800	$\leq 0,006$	180 001 - 200 000	$\leq 0,8$
1801 - 2500	$\leq 0,007$	200 001 - 250 000	$\leq 0,9$
2501 - 3000	$\leq 0,008$	250 001 - 350 000	≤ 1
3001 - 3500	$\leq 0,009$	350 001 - 500 000	≤ 2
3501 - 4000	$\leq 0,01$	500 001 - 800 000	≤ 3
4001 - 7000	$\leq 0,02$	800 001 - 1 000 000	≤ 4
7001 - 10 000	$\leq 0,03$	1 000 000 - ...	≥ 5

Aşağıdaki ekran görüntülerinde de bulanıklaştırılmış her üç yöntem için de 1 000 000 işin çizelgelemesinin ne kadar sürede yapıldığı sunulmaktadır.

Şekil 6.14. Bulanıklaştırılmış Sundararaghavan ve Ahmed sezgiselinin 1 000 000 iş için çözümünün KDS ekran görüntüsü

Bulanık Ortamda Ortak Teslim Tarihli Tek Makine Çizelgeleme İçin Karar Destek Sistemi

MENÜ

Algoritmalar

Algoritma 2: Kısıtsız (α, β)

İş ID	İşlem Zamanı (a)	İşlem Zamanı (b)	İşlem Zamanı (c)	Erken Tamamlanma Maliyeti	Geç Tamamlanma Maliyeti
0	100	200	300	37	82
1	100	200	299	37	82
2	100	199	298	37	82
3	99	199	299	37	82
4	100	199	298	37	82
5	99	199	299	37	82
6	99	199	298	37	82
7	99	199	298	37	82
8	100	199	297	37	82
9	100	200	296	37	82
10	99	199	298	37	82

Temizle

İş ID İşlem Zamanı(a) İşlem Zamanı(b) İşlem Zamanı(c) Alpha Beta

163856592 189424616 214992640 HESAPLA

Teslim Tarihi(a) Teslim Tarihi(b) Teslim Tarihi(c)

0->1->2->4->5->7->8->10->11->13->14->15->17->18->20->21->23->24->26->27->29->30->31->33->34->36->37->39->40->42->43->44->46->47->49->50->52->53->55->56->58->59->60->62->63->65->66->68->69->71->72->74->75->77->78->80->81->83->84->86->87->89->90->92->93->95->96->98->99->100

Toplam Ceza Maliyeti 1.02471636744e+15

Algoritma Çalışma Zamanı 3.77653616079 saniye

Şekil 6.15. Farklı ceza maliyetlerine sahip kısıtsız ve bulanık yöntemin 1 000 000 iş için çözümünün KDS ekran görüntüsü

Bulanık Ortamda Ortak Teslim Tarihli Tek Makine Çizelgeleme İçin Karar Destek Sistemi

MENÜ

Algoritma 3: Kısıtlı (α, β)

İş ID	İşlem Zamanı (a)	İşlem Zamanı (b)	İşlem Zamanı (c)	Erken Tamamlanma Maliyeti	Geç Tamamlanma Maliyeti
0	100	200	298	26	79
1	100	199	299	28	97
2	100	199	299	78	92
3	100	200	297	98	25
4	99	199	299	80	58
5	100	199	298	14	76
6	100	200	297	75	55
7	99	199	299	60	99
8	100	200	296	2	27
9	100	198	298	88	25
10	100	198	298	5	100

Temizle

İş ID İşlem Zamanı(a) İşlem Zamanı(b) İşlem Zamanı(c) Alpha Beta

999999 1 3 4 93 48 Ekle

Teslim Tarihi(a) Teslim Tarihi(b) Teslim Tarihi(c)

10 20 30 HESAPLA

Sonuçlar

Optimal Sıra 999904->999968->999980->999997->999998->999999->999996->999995->999994->999993->999992->999991->999990->999989->999988->999987->999986->999985->999984->999983->999982->999981->999979->999978->999971->999970->999969->999968->999967->999966->999965->999964->999963->999962->999961->999960->999959->999958->999957->999956->999955->999954->999953->999952->999951->999950->999949->999948

Toplam Ceza Maliyeti 2.02907105937e+15

Algoritma Çalışma Zamanı 4.00710105958 saniye

Metin Olarak Kaydet

Şekil 6.16. İşlerden bağımsız ceza maliyetlerinin olduğu kısıtlı ve bulanık yöntemin 1 000 000 iş için çözümünün KDS ekran görüntüsü

7. SONUÇ, ÇALIŞMANIN KATKILARI VE ÖNERİLER

Bu bölümde, önceki bölümlerde sunulan çalışmalarda elde edilen sonuçlara istinaden yapılan değerlendirmelere yer verilmiştir. Çalışmada çizelgeleme problemlerinde ortaya çıkan belirsizliği modellemek için bulanık işlem zamanları ve bulanık teslim tarihleri kullanılmıştır.

Çalışma boyunca bulanık ortak teslim tarihine sahip tek makine çizelgeleme algoritmaları ele alınmıştır. Amaç fonksiyonu olarak ise erken tamamlanma ve geç tamamlanma maliyetlerinin toplamının en küçüklenmesi hedeflenmiştir. Çalışmada hem kısıtlandırılmış hem de kısıtlandırılmamış yöntemlere ve erken/geç tamamlanma cezalarının birbirine eşit olduğu ve farklı olduğu durumlara yer verilerek gerçek yaşama en uygun yöntem elde edilmeye çalışılmıştır. Elde çözmenin uzun zamanlar alacağı çok sayıda işin çizelgelenmesini gerektiren problemler için hızlı bir şekilde çözüm sunabilen bir de karar destek sistemi önerilmiştir.

Çalışmanın literatüre olan temel katkıları aşağıdaki gibi sıralanabilir:

- Bulanık ortamlardaki kısıtlı ve kısıtsız, aynı veya farklı erken/geç tamamlanma cezalarına ve ortak bir teslim tarihine sahip tek makine çizelgeleme problemlerini küçük veya büyük boyutlu olmasına bakmaksızın en iyi çözümleri makul sürelerde hesaplayabilen bulanık sezgisel çizelgeleme algoritmaları geliştirilmiştir.
- Problem boyutunun büyüklüğünün çözüm elde etmede bir kısıt oluşturmaması için Python programlama dili kullanılarak bir karar destek sistemi geliştirilmiştir.
- Kullanıcıların programı kolaylıkla kullanabileceği bir ara yüz tasarlanmıştır.
- Büyük boyutlu olarak nitelendirilebilecek çok sayıda işi kapsayan problemleri deneyebilmek adına, üçgensel bulanık sayılardan rassal işlem zamanları türeten bir sayaç oluşturulmuş ve karar destek sistemine eklenmiştir. Bu sayede 1 000 000 işe kadar olan problemler denenmiş ve saniyeler içerisinde sonuç elde edilmiştir.
- Karar destek sistemine veri girişlerini hızlandırmak adına dosya üzerinden verilerin programa yüklenebilmesine olanak tanınmıştır. Benzer şekilde, karar destek sistemi çıktılarının da dosyalara aktarılmasına olanak tanınmıştır.

Son olarak bu kısa deęerlendirmelerin ışığı altında bulanık kümelerin, bugünkü gelişme sürecine göre hemen hemen her türlü bilimsel araştırmadaki karmaşık problemlerin çözümünde yararlanılabilecek bir kuram olduğu söylenebilir. Yapılan çalışma temel alınarak ilerleyen çalışmalarda bir adım daha öteye taşınarak geliştirilebilir. Bu bağlamda, ilerleyen çalışmalar için aşağıdaki öneriler üzerinde çalışılabilir:

- Gerçek yaşamdaki çoęu işletme, çok sayıdaki farklı müşteri ile çalışmalarından dolayı ortak bir teslim tarihi yerine farklı teslim tarihleri ile karşı karşıya kalmaktadır. Ortak teslim tarihleri daha çok şu an çalışmakta olduğum Küçükpazarlı Havacılık firmasında olduğu gibi yurt dışındaki müşterilerine ürün gönderimi yapan firmalarda, pek çok ürünü tek sevkiyat ile gönderip daha az gümrük, nakliye gibi sevkiyat maliyetine katlanılmak istenildięi durumlarda karşılaşılmaktadır. Müşteri memnuniyetini daha yüksek tutmak adına her işin farklı teslim tarihlerini ele alan yöntemler ilerleyen çalışmalar için önerilebilir.
- Oluşturulan yöntemlerin tamamı bir başlangıç olarak tek makine çizelgeleme üzerinedir. Gerçek yaşam problemlerinde, işletmeler çok sayıdaki makinenin çizelgeleme problemleri ile yüz yüze gelmektedir. Bu nedenle ilerleyen çalışmalarda tek makine yerine çok makine çizelgeleme, hatta paralel makinelerin çizelgelenmesi gibi problemler ele alınarak daha fazla probleme çözüm önerileri sunulabilir.
- İlerleyen çalışmalara, işlere ait hazırlık süreleri de dahil edilebilir. Tek makine çizelgeleme problemleri için işlere baęlı hazırlık süreleri veya çok makine çizelgeleme problemleri için işlerden baęımsız hazırlık süreleri yapılabilecek ilk çalışmalar için önerilebilir.
- Çalışma boyunca işlem zamanı için üçgensel bulanık sayılar kullanılmıştır. İlerleyen çalışmalarda farklı tiplerdeki bulanık sayılar kullanılarak, denenebilir.
- Ele alınan çalışmada kıyaslama kriteri olarak ortalama yükseklik deęerleri kullanılmıştır. Literatürde üçgensel bulanık sayıların kıyaslanması için kabul görmüş pek çok kriter bulunmaktadır. Bu kriterler arasında literatürde en sık karşılaşılan kıyaslama kriterinin ortalama yükseklik kriteri olması ve hesaplama kolaylığı sağlaması açısından kıyaslama kriteri olarak ortalama yükseklik deęeri seçilmiştir. İlerleyen çalışmalarda farklı kıyaslama metotları ile ve hatta ağırlıklandırılarak algoritmalar çeşitlendirilebilir.

- Son olarak farklı performans ölçütleri ile de çalışmalar yapılarak çalışma alanları çeşitlendirilebilir.

KAYNAKLAR

1. Abtahi, S. M., Taghavifard, M. T. (2009). Evaluating Meta-Heuristic Algorithms for Solving Restricted Single Machine Scheduling Problems: A Comparative Analysis. *World Applied Sciences Journal*, 4(1): 75-86.
2. Abdullah, S., Abdolrazzagah-Nezhad, M. (2014). Fuzzy job-shop scheduling problems: A review. *Information Sciences*, 278: 380–407.
3. Akman, G., Alkan, A. (2006). Tedarik Zinciri Yönetiminde Bulanık AHP yöntemini Kullanarak Tedarikçilerin Performanslarının Ölçülmesi. *İstanbul Ticaret Üniversitesi Fen Bilimleri Dergisi*, 9: 23-46.
4. Alidaee, B. and Dragan, I. (1997). A note on minimizing the weighted sum of tardy and early completion penalties in a single machine: A case of small common due date. *European Journal of Operational Research*, 96: 559-56.
5. Altaş, İ. H. (1999). Bulanık mantık: Bulanıklık kavramı. *Enerji, Elektrik, Elektromekanik*, 62: 80-85.
6. Alvarez, D. S. and Skarmeta, A. F. G. (2004). A fuzzy language, *Fuzzy Sets and Systems*, 141: 335-390.
7. Alvarez-Valdes, R., Crespo, E., Manuel Tamarit, J. and Villa, F. (2012). Minimizing weighted earliness–tardiness on a single machine with a common due date using quadratic models. *TOP*, 20(3): 754-767, 2012.
8. Azizoglu, M. ve Webster, S. (1997). Scheduling job families about an unrestricted common due date on a single machine. *International Journal of Production Research*, 35(5): 1321-1330.
9. Bagchi, U., Sullivan, R. S. and Chang, Y. L. (1987). Minimizing mean squared deviation of completion times about a common due date. *Management Science*, 33: 894-906.
10. Baker, K. R. and Scudder, G. D. (1990). Sequencing with earliness and tardiness penalties: A review. *Operations Research*, 38(1): 22-36.
11. Baker, K. R. (1995). *Elements of sequencing and scheduling*. Hanover: Dartmouth College, 5.1, 5.21.
12. Benmansourab, R., Allaoui, H. and Artibaab, A. (2012). Stochastic single machine scheduling with random common due date. *International Journal of Production Research*, 50(13): 3560-3571, 2012.
13. Bezdek, J., C. (1993). Fuzzy models - what are they, and why?. *IEEE Transactions on Fuzzy Systems*, 1: 1-9.

14. Birgina, E. G. and Ronconib D. P. (2012). Heuristic methods for the single machine scheduling problem with different ready times and a common due date. *Engineering Optimization*, 44(10): 1197-1208, 2012.
15. Biskup, D. (1999). Single machine scheduling with learning considerations. *European Journal of Operational Research*, 115:173-178.
16. Biskup, D. and Feldmann, M. (2001). Benchmarks for scheduling on a single machine against restrictive and unrestrictive common due dates. *Computers & Operations Research*, 28: 787-801.
17. Chanas, S. and Kasperski, A. (2001). Minimizing maximum lateness in a single machine scheduling problem with fuzzy processing times and fuzzy due dates. *Engineering Applications of Artificial Intelligence*, 14: 377–386.
18. Chanas, S. and Kasperski, A. (2004). Possible and necessary optimality of solutions in the single machine scheduling problem with fuzzy parameters, *Fuzzy Sets and Systems*, 142: 359–371.
19. Chen, S., Nikolaidis, E. and Cudney, H. H. (1999). Comparison of probabilistic and fuzzy set methods for designing under uncertainty. *American Institute of Aeronautics and Astronautics Inc.*, 15.
20. Chen, C. B. and Klein, C. M. (1997). A simple approach to ranking a group of aggregated fuzzy utilities. *IEEE Transactions On Systems, Man, And Cybernetics—Part B: Cybernetics*, 27: 26-35.
21. Chen, Z. L. (1996). Scheduling and common due date assignment with earliness/tardiness penalties and batch delivery costs. *European Journal of Operational Research*, 93: 49-60.
22. Cheng, C. H. (1998). A new approach for ranking fuzzy numbers by distance method. *Fuzzy Sets and Systems*, 95: 307-317.
23. Cheng, B., Li, K. and Chen, B. (2010) . Scheduling a single batch-processing machine with non-identical job sizes in fuzzy environment using an improved ant colony optimization. *Journal of Manufacturing Systems*, 29: 29–34.
24. Çağman, N. (2006). Bulanık mantık. *Bilim ve Teknik*, 463: 50-51.
25. Çitli, N. (2006). *Bulanık Çok Kriterli Karar Verme*, Yüksek Lisans Tezi, Yıldız Teknik Üniversitesi Fen Bilimleri Enstitüsü, İstanbul, 3-33.
26. Deniz, E. (2006). *Bulanık Mantık Tabanlı Tahmin Modeli ve Uygulaması*, Yüksek Lisans Tezi, Muğla Üniversitesi Fen Bilimleri Enstitüsü, Muğla, 10-38.
27. Dileepan, P. (1993). Common due date scheduling problem with separate earliness and tardiness penalties. *Computers and Operations Research*, 20(2): 179-184.

28. Dubois, D., Fargier H. ve Fortemps P. (2003). Fuzzy scheduling: Modelling flexible constraints vs. coping with incomplete knowledge. *European Journal of Operational Research*, 147: 231–252.
29. Duenas, A. and Petrovic, D. (2008). Multi-objective genetic algorithm for single machine scheduling problem under fuzziness. *Fuzzy Optimal Decision Making*, 7: 87–104.
30. Eren, T. (2011). Hazırlık ve taşıma zamanlarının öğrenme etkili olduğu tek makineli çizelgeleme problemi: Geciken iş sayısı minimizasyonu. *International Journal of Engineering Research and Development*, 3(2): 34-36, 2011.
31. Feldmann, M. and Biskup, D. (2009). Single-machine scheduling for minimizing earliness and tardiness penalties by meta-heuristic approaches. *Computers & Industrial Engineering*, 44: 307–323.
32. Fortemps, P. (1997). Jobshop scheduling with imprecise durations: A fuzzy approach. *IEEE Transactions On Fuzzy Systems*, 5 (4): 557-569.
33. Gao, G. H., Suganthan, P. N., Pan, Q. K. and Tasgetiren, M. F. (2015). An effective discrete harmony search algorithm for flexible job shop scheduling problem with fuzzy processing time. *International Journal of Production Research*, 1-16.
34. Görgülü, Ö. (2007). *Bulanık Mantık Teorisi ve Tarımda Kullanım Olanakları Üzerine Bir Araştırma*, Doktora Tezi. Mustafa Kemal Üniversitesi Fen Bilimleri Enstitüsü, Hatay, 18-43.
35. Guiffrida, A. L. and Nagi, R. (1998). Fuzzy set theory applications in production management research: A literature survey. *Journal of Intelligent Manufacturing*, 9: 39-56.
36. Gupta, S. and Rambha, M. (2011). Single machine scheduling with distinct due dates under fuzzy environment. *International Journal of Enterprise Computing and Business Systems*, 1: 9
37. Gözen, Ş. (2007). *Bulanık Esnek Akış Tipi Çok Prosesli Çizelgeleme Problemlerinin Genetik Algoritma Ve Tavlama Benzetimi İle Çözümü*, Yüksek Lisans Tezi, Selçuk Üniversitesi Fen Bilimleri Enstitüsü, Konya.
38. Hall, N. G. and Posner, M. E. (1991). Earliness – tardiness scheduling problems, 1: Weighted deviation of completion times about a common due date. *Operations Research*, 39(5): 836-846.
39. Hall, N. G., Kubiak, W. and Sethi, S. P. (1991). Earliness – tardiness scheduling problems, 2: Deviation of completion times about a restrictive common due date. *Operations Research*, 39(5): 847-856.
40. Heilpern, S. (1997). Representation and application of fuzzy numbers. *Fuzzy Sets And Systems*, 91: 259-268.

41. Hino, C. M., Ronconi, D. P. and Mendes, A. B. (2005). Minimizing earliness and tardiness penalties in a single machine problem with a common due date. *European Journal of Operational Research*, 160: 190–201.
42. Hong, T. P. and Chuang, T. N. (1999). A new triangular fuzzy Johnson Algorithm. *Computers & Industrial Engineering*, 36: 179-200.
43. Ishibuchi, H., Yamamoto, M., Murata, T. and Tanaka, H. (1996). Genetic algorithms for flowshop scheduling problems. *Computers & Industrial Engineering*, 30 (4): 1061-1071.
44. Itoh, T. and Ishii, H. (1999). Fuzzy due-date scheduling problem with fuzzy processing time. *International Transactions In Operational Research*, 6: 639-647.
45. Jadhav, V., S. and Bajaj, V., H. (2012). Single machine scheduling problem under fuzzy processing times and fuzzy due dates. *International Journal of Computer Engineering Science*, 2: 12-20.
46. Kayacı, M. ve Yiğit, V. (2012). Üretim çizelgeleme problemlerine bulanık yaklaşım. *Atatürk Üniversitesi İktisadi ve İdari Bilimler Dergisi*, 26: 287-296.
47. Kahraman, C., Gülbay, M. ve Kabak, Ö. (2006). Applications of fuzzy sets in industrial engineering: A topical classification. *StudFuzz*, 201: 1-55.
48. Kamalabadi, I.N., Mirzaei, A.H. and Javadi, B. (2007). A possibility linear programming approach to solve a fuzzy single machine scheduling problem. *Journal of Industrial and Systems Engineering*, 1(2): 116 -129.
49. Kaya, S., Akgöbek, Ö. ve Engin, O. (2011). Erken ve geç cezalı permütasyon akış tipi çizelgeleme problemlerinin dağınık arama metasezgiseli ile çözümü. *Journal of New World Sciences Academy*, 6:415-420.
50. Kocatürk, Y. (2007). *Bulanık Değişkenler ve Bulanık Yenileme Süreçleri*. Yüksek Lisans Tezi, Ankara Üniversitesi Fen Bilimleri Enstitüsü, Ankara, 3-11.
51. Kökçam, A., H. ve Engin, O. (2010). Solving the fuzzy project scheduling problems with meta-heuristic methods”, *Journal of Engineering and Natural Sciences*, 28: 86-101.
52. Lam, S. S. and Cai, X. (1998). Minimizing earliness and tardiness of job completions about a fuzzy due date. *Fuzzy Systems Proceedings*, 2: 869-872.
53. Li, X., Ishii, H. and Chen, M. (2015). Single machine parallel-batching scheduling problem with fuzzy due-date and fuzzy precedence relation. *International Journal of Production Research*, 35 (9): 2707–2717.
54. Liao, L. M. and Liao, C. J. (1998). Single machine scheduling problem with fuzzy due date and processing time. *Journal of the Chinese Institute of Engineers*, 21(2): 189-196.

55. Liao, C. J. and Cheng, C. C. (2007). A variable neighborhood search for minimizing single machine weighted earliness and tardiness with common due date. *Computers & Industrial Engineering*, 57: 404-413.
56. Liman, S. D., Panwalkar, S. S. and Thongmee, S. (1998). Common due window size and location determination in a single machine scheduling problem. *Journal of Operational Research Society*, 49: 1007 – 1010.
57. Litoiu, M. and Tadei, R. (2001). Real-time task scheduling with fuzzy deadlines and processing times. *Fuzzy Sets and Systems*, 117: 35-45.
58. Mehrabad, M. S. and Pahlavani A. (2009). A fuzzy multi-objective programming for scheduling of weighted jobs on a single machine. *The International Journal of Advanced Manufacturing Technology*, 45 (1-2): 122-139.
59. Mondal, S. A. and Sen A. K. (2001). Single machine weighted earliness – tardiness penalty problem with a common due date. *Computers & Operations Research*, 28: 649-669.
60. Özdemir, M. H. (2007). *Kısıtlandırılmış Teslim Tarihli ve Sıraya Bağımlı Hazırlık Süreli Tek Makine Çizelgeleme Problemlerinde Erkenlik ve Geçlik Toplamının En Küçüklenmesi*, Yüksek Lisans Tezi, Gazi Üniversitesi Fen Bilimleri, Ankara, 8-21.
61. Paksoy, T. (2002). Bulanık küme teorisi ve doğrusal programlamada kullanımı: Karşılaştırmalı bir analiz. *Selçuk Üniversitesi Mühendislik Mimarlık Fakültesi Dergisi*, 17(1): 1-16.
62. Palacios, J. J., González, M. A. and Vela, C. R. (2015). Genetic tabu search for the fuzzy flexible job shop problem. *Computers & Operations Research*, 54: 74–89.
63. Panwalker, S. S., Smith, P. L. and Seidmann, A. (1982). Common due date assignment to minimize total penalty for the one machine scheduling problem. *Operations Research*, 30(2): 391-399.
64. Pinedo, M. and Chao, X. (1999). *Operation Scheduling With Applications in Manufacturing and Services*. New York: Mc Graw Hill, 310.
65. Rabadi, G., Mollaghasemi, M. and Anagnostopoulos, G. C. (2004). A branch-and-bound algorithm for the early/tardy machine scheduling problem with a common due-date and sequence-dependent setup time. *Computers and Operations Research*, 31: 1727-1751.
66. Rostami, M., Pilerood, A. E., and Mazdeh, M. M. (2015). Multi-objective parallel machine scheduling problem with job deterioration and learning effect under fuzzy environment. *Computers & Industrial Engineering*, 85: 206–215.
67. Regan, H. M. and Colyvan, M. (2000). Fuzzy sets and threatened species classification. *Conservation Biology*, 14 (4): 1197-1199.

68. Sakawa, M. and Mori, T. (1999). An efficient genetic algorithm for job-shop scheduling problems with fuzzy processing time and fuzzy due date. *Computers & Industrial Engineering*, 36 (2): 325-341.
69. Sakawa, M. and Kubota, R. (2000). Fuzzy programming for multiobjective job shop scheduling with fuzzy processing time and fuzzy due date through genetic algorithms. *European Journal of Operational Research*, 120: 393-407.
70. Seker, A., Erol, S. and Botsali, R. (2013). A neuro-fuzzy model for a new hybrid integrated Process Planning and Scheduling system. *Expert Systems with Applications*, 40: 5341–5351.
71. Shrivastava, A. (2015). Scheduling of flexible manufacturing systems using fuzzy logic: A review. *International Conference of Advance Research and Innovation*, 289-295.
72. Taşkın, M. F. (2006). Önleyici Bakım Politikası Altında Optimum Stok Miktarının Bulanık Mantık Yöntemiyle Belirlenmesi, Yüksek Lisans Tezi, Sakarya Üniversitesi Fen Bilimleri Enstitüsü, Sakarya, 2-60.
73. Temiz, İ. (2004). *Bulanık İş ve Teslim Zamanlı Akış Tipi Çizelgeleme Problemi İçin Çok Amaçlı Genetik Algoritma*, Doktora Tezi, Gazi Üniversitesi Fen Bilimleri Enstitüsü, Ankara, 5-39.
74. Temiz, İ. ve Erol, S. (2007). Bulanık akış tipi çizelgeleme problemi için çok amaçlı genetik algoritma. *Gazi Üniversitesi Mühendislik Mimarlık Fakültesi Dergisi*, 22(4): 855-862.
75. Torun, Y. (2004). Fuzzy Logic Control And Industrial Applications, Yüksek Lisans Tezi, Electrical and Electronics Engineering University of Gaziantep, Gaziantep, 8-55.
76. Tuna, M. (2004). Bulanık Olasılıklar ve Bir Uygulama, Yüksek Lisans Tezi, Marmara Üniversitesi Sosyal Bilimler Enstitüsü, İstanbul, 10-20.
77. Türkşen, I. B. ve Çelikyılmaz, A. (2009). Modeling uncertainty with fuzzy logic. Springer-Verlag Berlin Heidelberg, 11: 13-39.
78. Tsujimura, Y., Gen, M. ve Kubota E., “Solving Fuzzy Assembly-Line Balancing Problem With Genetic Algorithms”, *Computers & Industrial Engineering*, 29: 543-547 (1995).
79. Wang, C., Wang, D., Ip, W. H. and Yuen, D.W. (2002). The single machine ready time scheduling problem with fuzzy processing times. *Fuzzy Sets And Systems*, 127: 117-129.
80. Wang, S., Wang, L., Xu, Y. and Liu, M. (2013). An effective estimation of distribution algorithm for the flexible job-shop scheduling problem with fuzzy processing time. *International Journal of Production Research*, 51 (12): 3778–3793.

81. Webster, S., Jog, P. D. and Gupta, A. (1998). Genetic algorithm for scheduling job families on a single machine with arbitrary earliness / tardiness penalties and an unrestricted common due date. *International Journal of Production Research*, 36 (9): 2543-2551.
82. Xu, Y., Wang, L., Wang, S. and Liu, M. (2015). An effective teaching–learning-based optimization algorithm for the flexible job-shop scheduling problem with fuzzy processing time. *Neurocomputing*, 148: 260–268.
83. Yazgan, H., Kır, S., Özbakır, S. ve Sezik, E. (2014). Sıra bağımlı tek makineli çizelgeleme probleminde erkenlik ve geçlik katsayılarının bulanık aksiyomatik tasarım yöntemi ile belirlenmesi. *Endüstri Mühendisliği Dergisi*, 25 (3-4): 20-32.
84. Yeh, W. C., Lai, P. J., Lee, W. C. and Chuang, M. C. (2014). Parallel-machine scheduling to minimize makespan with fuzzy processing times and learning effects. *Information Sciences*, 269: 142–158.
85. Yeung, W.K., Oguz, C. and Cheng, T. C. E. (2001). Single machine scheduling with a common due window. *Computers & Operations Research*, 28: 157-175.
86. Ying, K. C. (2008). Minimizing earliness–tardiness penalties for common due date single-machine scheduling problems by a recovering beam search algorithm. *Computers & Industrial Engineering*, 55: 494–502.
87. Zadeh, L. A. (1996). Fuzzy Logic = Computing with words. *IEEE Transactions On Fuzzy Systems*, 4 (2): 103-111.
88. Zadeh, L. A. (1965). Fuzzy sets. *Information and Control*, 8, 338-353.
89. Zhang, X., Deng, Y., Chan, F., Xu, P., Mahadevan, S. and Hu, Y. (2013). IFSJSP: A novel methodology for the Job-Shop scheduling problem based on intuitionistic fuzzy sets. *International Journal of Production Research*, 51 (17): 5100-5119.

ÖZGEÇMİŞ

Kişisel Bilgiler

Soyadı, adı : ÖZARIK GÖKSU, Nurdan
 Uyruğu : T.C.
 Doğum tarihi ve yeri : 01.03.1986, Afyon
 Medeni hali : Evli
 Telefon : 0 (312) 267 17 10
 Faks : 0 (312) 267 10 78
 e-mail : nurdanozarik@hotmail.com



Eğitim

Derece	Eğitim Birimi	Mezuniyet tarihi
Yüksek lisans	Gazi Üniversitesi /F.B.E. Endüstri Müh.	Devam Ediyor
Lisans	Eskişehir Osmangazi Üniversitesi/	2009
Lisans	Anadolu Üniversitesi/ İşletme	2009
Lise	Afyon Milli Piyango Anadolu Lisesi	2004

İş Deneyimi

Yıl	Yer	Görev
2013-Halen	Küçükpazarlı Havacılık ve Uzay	Planlama Uzmanı
2012-2013	Küçükpazarlı Havacılık ve Uzay	Planlama Mühendisi
2011-2012	Küçükpazarlı Havacılık ve Uzay	Bilgi Sistemleri Analisti

Yabancı Dil

İngilizce

Yayınlar

-

Hobiler

Yüzmek, gitar çalmak, tenis oynamak, seyahat etmek, fotoğraf çekmek.