

127180

**DENİZ HARP OKULU'NDA ÇİZELGELEME /ATAMA PROBLEMLERİ
VE ÇÖZÜM YÖNTEMLERİ**

DOKTORA TEZİ
Adalet ÖNER
(507940101012)

T.C. YÜKSEKÖĞRETİM KURULU
DOKÜMANTASYON MERKEZİ

Tezin Enstitüye Verildiği Tarih: 18 Şubat 2002
Tezin Savunulduğu Tarih : 22 Ekim 2002

Tez Danışmanı: Prof.Dr. Füsun ÜLENGİN
Diğer Jüri Üyeleri : Prof.Dr. Ataç SOYSAL (İ.T.Ü.)
Prof.Dr. Ramazan EVREN (İ.T.Ü.)
Prof.Dr. Turay GÖKÇEN (Y.T.Ü.)
Prof.Dr. M.Akif EYLER (M.Ü.)

EKİM 2002

127180

ÖNSÖZ

Bu çalışmada, Deniz Harp Okulu'nda yaşanan büyük ölçekli gerçek çizelgeleme ve atama problemleri ele alınmıştır. Problemlerin büyük ölçekli olması ve tüm gerçek hayat problemlerinde olduğu gibi karşılaşılan umulmadık zorluklar çalışmayı güçleştirmekte, ancak gerçek bir probleme çözüm bulma istek ve tutkusu ile yüksek motivasyon sağlanmaktadır. Tez çalışması sırasında bu duygular bana sürekli güç vermiştir.

Çalışma sürecince ve özellikle son dönemde gösterdiği ilgi ve büyük destek için danışmanım Sayın Prof.Dr. Füsün ÜLENGİN hanımefendiye şükranlarımı sunuyorum. Onun sabrı ve sürekli yeni cesaret aşlaması, kritik anlarda bana büyük destek sağlamıştır.

Problemlerin en ince ayrıntısına kadar anlaşılabilmesi için Deniz Harp Okulu planlama birimi tarafından gösterilen ilgi ve yakın temas, problemlere kullanılabilir çözümler üretilebilmesi için kritik katkı sağlamıştır. Kendilerine teşekkür ederim.

Son olarak, tez boyunca fedakarlıkla bana daima destek olan sevgili eşime sonsuz teşekkürlerimi sunuyorum. Bu tez, ona ait olması gereken zamandan alınarak bitirilebilmiştir.

Şubat 2002

Adalet ÖNER

İÇİNDEKİLER

TABLO LİSTESİ.....	iv
ŞEKİL LİSTESİ.....	vi
ÖZET.....	vii
SUMMARY.....	viii
1. GİRİŞ.....	1
2. DENİZ HARP OKULU EĞİTİM/ÖĞRETİM SİSTEMİNİN TANITIMI.....	5
3. DERS ÇİZELGELEME PROBLEMİ.....	8
3.1. Deniz Harp Okulu Ders Çizelgeleme Problemi.....	8
3.1.1. Ders-Öğretim Elemanı Eşleştirme Aşaması.....	9
3.1.2. Çizelgeleme Aşaması.....	11
3.2. Ders Çizelgelemesi Problemine Yönelik Daha Önceki Çalışmalar.....	13
3.2.1. Çizge Boyama Yöntemi (Graph Coloring).....	18
3.2.2. Yasaklı Arama (Tabu Search).....	23
3.2.3. Yapay Sinir Ağları (Neural Networks).....	31
3.3. Tamsayılı Programlama Modeli.....	38
3.3.1. Alt Problem.....	44
3.3.2. Ana Problem.....	49
3.4. Uygun Çözüm Yönteminin Seçimi.....	57
4. DENİZ HARP OKULU SINAV ÇİZELGELEME PROBLEMİ.....	59
4.1. Gözetmen Atama Problemi.....	60
4.2. Sınav Çizelgelemesine Yönelik Daha Önceki Çalışmalar.....	63
4.3. Gözetmen Atama Problemi İçin Tamsayılı Programlama Modeli.....	65
4.4. Gözetmen Atama Problemi İçin Geliştirilen Sezgisel Yöntem.....	67
4.5. Gözetmen Atama Problemi İçin Değerlendirme.....	74
5. NÖBET ATAMA PROBLEMİ	76
5.1. Okul Nöbetçi Subaylığı Problemi.....	77
5.2. Okul Nöbetçi Subaylığı Problemi İçin Matematiksel Model	79
5.3. Okul Nöbetçi Subaylığı Problemi İçin Geliştirilen Sezgisel Yöntem.....	88
5.4. Atama Problemi İçin Bir Çözüm Yöntemi Önerisi.....	95
5.4.1. Problemin Tarifi.....	95
5.4.2. Klasik Çözüm Yöntemleri.....	99
5.4.3. Özel Çözüm Yöntemleri.....	100
5.4.4. Macar Çözüm Yöntemi.....	101
5.4.5. Geliştirilen Çözüm Yöntemi.....	103
6. SONUÇLAR.....	112
KAYNAKLAR.....	115
ÖZGEÇMİŞ.....	118

TABLO LİSTESİ

	<u>Sayfa No</u>
Tablo 2.1	Deniz Harp Okulu Mühendislik Programları..... 5
Tablo 3.1	Deniz Harp Okulu Ders Çizelgeleme Kuralları..... 12
Tablo 3.2	Yasaklı Arama Çözümü..... 28
Tablo 3.3	Proje Çizelgeleme Modeli Çözümü..... 31
Tablo 3.4	Ders Saati Gruplama Taleplerindeki Yetersizlik..... 39
Tablo 3.5	Birinci Sınıfta Haftalık Ders Saati Tek Sayı Olan Dersler..... 42
Tablo 3.6	Birinci Sınıfta Artık Derslerin Birleştirilmesi..... 42
Tablo 3.7	İkinci Sınıfta Ders Saati Tek Olan Dersler..... 42
Tablo 3.8	Şube Birleştirme İstekleri..... 43
Tablo 3.9	Örnek Şube ve Ders Saati Gruplama..... 44
Tablo 3.10	Örnek Artık Dersler ve Öğretim Elemanları..... 45
Tablo 3.11	İkinci Sınıf Örnek Ders Programı..... 55
Tablo 3.12	Üçüncü Sınıf Örnek Ders Programı..... 56
Tablo 3.13	Yöntemlerin Karşılaştırılması..... 57
Tablo 4.1	Taslak Sınav Çizelgesi..... 60
Tablo 4.2	Sınav Salonu İhtiyaçları..... 61
Tablo 4.3	Atama Matrisi..... 62
Tablo 4.4	Serbestlik Dereceleri..... 68
Tablo 4.5	Çözüm Sonrası Sınav Emrinin Yayınlanması..... 74
Tablo-5.1	Subayların Planlı Ders Saatleri..... 79
Tablo-5.2	Rütbe Grupları..... 82
Tablo-5.3	Nöbet Sayıları Dağılımı..... 83
Tablo-5.4	Özel Gün Nöbetlerinin Dağıtılması..... 85
Tablo-5.5	Nöbet Sayıları..... 88
Tablo-5.6	Alt Atama Problemi İçin Maliyet Matrisi..... 89
Tablo-5.7	Ardışık Nöbetlerin Engellenmesi İçin Maliyetleme Kuralları.... 90
Tablo 5.8	Çözümlerin Karşılaştırılması..... 94
Tablo-5.9	Örnek Maliyet Matrisi..... 96
Tablo 5.10	Çözüm Süreleri Karşılaştırması..... 105
Tablo-5.11	Önerilen Çözüm Yöntemi İçin Örnek Problem..... 106
Tablo-5.12	İndirgenmiş Matris..... 106
Tablo-5.13	Yatay Çizgilere Başlangıç..... 107

Tablo-5.14	Yatay Çizgilerin Devamı.....	107
Tablo-5.15	Yatay Çizgilerin Tamamlanması.....	108
Tablo-5.16	Dikey Çizgilerin Başlangıcı.....	108
Tablo-5.17	Dikey Çizgilerin Devamı.....	109
Tablo-5.18	Dikey Çizgilerin Tamamlanması.....	109
Tablo-5.19	Tüm Çizgilerin Tamamlanması.....	110
Tablo-5.20	Yeni İndirgenmiş Matris.....	110
Tablo-5.21	Son İndirgenmiş Matris.....	111
Tablo-5.22	Örnek Atama Probleminin Sonucu.....	111





ŞEKİL LİSTESİ

	<u>Sayfa No</u>
Şekil 3.1.	Zaman Boyutlu Problemlerin Sınıflandırılması.....13
Şekil 3.2.	Çizge Diyagramı.....18
Şekil 3.3.	Çizge Boyama.....19
Şekil 3.4.	Hopfield Sinir Ağı Mimarisi.....32
Şekil 3.5.	Tamsayılı Programlama Modeli Çözüm Aşamaları.....53
Şekil 3.6.	Veri Giriş Formları.....53
Şekil 3.7.	Tamsayılı Programlama Modeli.....54
Şekil 3.8.	Tamsayılı Programlama Modeli Sonuçları.....54
Şekil 4.1.	Veri Giriş Bölümü.....72
Şekil 4.2.	Sınav Programı Giriş Bölümü.....72
Şekil 4.3.	Gözetmen Atama Problem Çözümü Öncesi.....73
Şekil 4.4.	Gözetmen Atama Problem Çözüm Sonrası.....73
Şekil 5.1.	Okul Nöbetçi Subaylığı İçin Ulaştırma Problemi Modeli.....80

DENİZ HARP OKULU'NDA ÇİZELGELEME / ATAMA PROBLEMLERİ VE ÇÖZÜM YÖNTEMLERİ

ÖZET

Bu çalışmada, Deniz Harp Okulu'nda yaşanan büyük ölçekli gerçek çizelgeleme ve atama problemleri ele alınmıştır. Öncelikle ders çizelgeleme problemi analiz edilerek çeşitli çözüm yöntemleri irdelenmiştir. İncelenen çözüm yöntemleri arasında en uygunu olarak ortaya çıkan tam sayılı programlama modeli kullanılarak, gerçek verilerle probleme gerçek çözümler üretilmiş ve planlama birimi tarafından kullanılır hale getirilmiştir.

İkinci olarak sınav çizelgeleme problemi ele alınmış ve bu problemde yer alan gözetmen atama işleminin matematiksel modeli kurularak çözümünü için etkili bir sezgisel yöntem geliştirilmiştir. Bu yöntemi kullanarak elde edilen çözümler, planlama birimi tarafından sınav planlarının hızlı ve hatasız bir biçimde yayınlanmasını sağlamaktadır.

Üçüncü olarak, nöbet atama problemi de ele alınarak ayrıntılı olarak incelenmiş, matematiksel modeli gösterilerek çözümünü için sezgisel bir yöntem önerilmiştir. Geliştirilen sezgisel yöntem klasik atama probleminin ardışık çözümlerini içermektedir. Ayrıca bu model içinde kullanılan klasik atama problemi mercek altına alınarak incelenmiş ve özgün bir çözüm yöntemi geliştirilmiştir. Önerilen çözüm yöntemi aslında çok bilinen Macar çözüm yöntemindeki bir boşluğu doldurmaktadır. Macar yönteminde maliyet matrisi her seferinde sistematik bir şekilde yeni bir indirgenmiş matrise dönüştürülerek çözüme gidilmektedir. Yöntem gereği indirgenmiş maliyet matrisindeki sıfır elemanlar en az sayıda çizgi ile kapatılmakta ve buna göre matris üzerinde işlem yapılmaktadır. Ancak problemin büyüklüğü arttıkça ve indirgenmiş maliyet matrisinde sıfır eleman sayısı çoğaldıkça, matristeki sıfır elemanlarını kapatmak üzere gereken en az sayıda çizgi sayısı ve bu çizgilerin nasıl çizilmesi gerektiği sorunu ortaya çıkar. Bu sorunun nasıl giderileceği Macar yönteminde belirtilmemiştir. Önerilen çözüm yöntemi Macar yöntemindeki bu boşluğu doldurmak üzere, özgün ve genel bir yöntem tarif ederek, indirgenmiş maliyet matrisinde sıfır elemanlarının en az çizgi kullanılarak nasıl kapatılması gerektiğini göstermektedir.

SCHEDULING AND ASSIGNMENT PROBLEMS IN TURKISH NAVAL ACADEMY AND THEIR SOLUTIONS

SUMMARY

Three large scale scheduling and assignment problems which arise in Turkish Naval Academy have been studied. The first one is the course scheduling and timetabling problem which is a large scale combinatorial optimization problem. It has been analyzed in detail and possible solution methods are discussed. Due to special character of the problem, all the solution methods have some shortcomings and binary programming model has been found the best suitable method to solve the problem in order to meet the requests efficiently. The solutions of the binary programming model are satisfactory and the model has proven itself to be used actually by the planning office.

The second problem is the invigilator assignments for examinations in Naval Academy. The problem is defined carefully, its mathematical model has been shown and an efficient heuristics has been developed for its solution. Proposed heuristics and its solution save time and efforts for the planning office to prepare and publish the examination schedule.

The last problem studied is the duty officer assignment problem. Its mathematical model is defined and a solution procedure has been built. Developed heuristics includes successive solution of classical assignment problems. Meanwhile, a new solution approach has been presented for the classical assignment problem. There are many solution methods for the classical assignment problem, but the simplicity and robustness of the Hungarian method makes it the best known method among all others. The Hungarian method solves the problem by converting the cost matrix into a reduced matrix systematically at each iteration. A part of this process is finding fewest number of lines to cover all zero elements in the reduced matrix. When the size of the problem increases and reduced matrix contains many zeros, it is a tedious task to find minimum number of lines and the way of drawing them. The Hungarian method has an ambiguity at this point. A solution method is presented in this study to eliminate this ambiguity. A systematic and simple procedure is defined to find the fewest number of lines to cover all zero elements in the reduced matrix.

1. GİRİŞ

Ders çizelgeleme problemi, her yarıyıl başında eğitim kurumlarındaki planlama birimlerinin karşısına çıkan önemli görevlerden biridir. Genel olarak istenen, öğretim üyeleri ve öğrencileri uygun zaman ve dersanelerde bir araya getirecek bir çizelgenin hazırlanmasıdır. Çizelgeleme sürecinde hangi dersin hangi öğretim üyesi/öğretim üyeleri tarafından verileceği; hangi dersin hangi dersanede ve ne zaman yapılacağına karar verilmektedir. Ancak bu kararlar belirli kısıtlamalar altında verilmek zorundadır. Öğretim üyelerinin ders yükü kısıtlaması, vermek istedikleri dersler ve ders zamanları hakkındaki tercihleri, dersane sayıları ve kapasiteleri dikkate alınmak zorundadır. Ayrıca çizelgelemede “çakışmaların” olmaması gerekir. Herhangi bir öğretim üyesi için belirli bir ders saatinde birden fazla dersin planlanmamış olması gerekir. Benzer şekilde, belirli bir dersane için belirli bir ders saatinde sadece tek bir dersin planlanması gerekir. Diğer yandan öğrencilerin dahil olduğu sınıf/şube/grup açısından da aynı anda birden fazla dersin farklı yerlerde planlanmaması gerekmektedir. İlave olarak, her dersin tam olarak müfredatta belirtilen ders saati sayısı kadar planlanmış olması zorunludur. Tüm bu koşullar ders çizelgeleme problemini ortaya çıkarmaktadır.

Eğitim kurumlarının planlama birimlerinin uğraştığı bir başka problem de sınavların planlanması problemidir. Bu problemde, hangi dersin sınavının hangi salonda ve hangi gözetmenler eşliğinde yapılacağı çizelgelenir. Sınav çizelgeleme probleminde de benzer koşullar yer almaktadır. Bu problemde de öğrenci sayıları, sınav salonu sayısı ve kapasiteleri ile gözetmen sayıları dikkate alınmak zorundadır. Belirli bir gözetmen için belirli bir sınav saatinde birden fazla görevlendirmenin yapılmaması ve belirli bir salonda aynı anda birden fazla sınavın planlanmaması gerekir. Bunun yanında gözetmenler açısından dengeli görev dağılımının sağlanması, öğrencilerin dahil olduğu sınıf/şube/grup açısından da farklı derslerin sınavlarının olabildiğince birbirinden uzak zaman dilimlerinde planlanması istenir.

Bazı eğitim kurumları için oldukça kolay, uzun süre gerektirmeyen ve elle çözülebilen bu problemler, diğer bazıları için ise son derece karmaşık ve elle çözümü göreceli olarak uzun süre ve emek gerektiren planlama çalışmalarıdır. Kendine özgü özel bir eğitim/öğretim sistemini işleten Deniz Harp Okulu'nda da bu problemler oldukça zor ve karmaşık bir yapıdadır. Çizelgelemeye başlamadan önce toplanması gereken veriler tamamlandıktan sonra, kısa bir sürede hazırlanması gereken çözümler planlama birimi tarafından elle yapılmaktadır. Bu çalışmanın ilerleyen bölümlerinde tarif edileceği gibi göreceli olarak büyük ölçekli bu tür kombinatorik problemlerin elle çözülmeye çalışılması ve daha önemlisi, çözüm aşamasında problemin girdilerinde meydana gelen değişiklikler nedeniyle güçlükler yaşanmakta, çözümde aranan bazı nitelikler sağlanamamakta ve hatalar ortaya çıkmaktadır. Nadir olmakla birlikte kesinlikle olmaması gereken “çakışmalar” ortaya çıkabilmekte, zorunlu olmayan ancak çözümün kalitesini gösteren bazı istekler de karşılanamamaktadır. Daha sonra mümkün olduğu ortaya çıktığı halde; öğretim üyelerine boş gün yaratılamaması, belirli derslerin istenmediği halde öğleden sonra planlanması gibi örnekler sık yaşanan ve geliştirilen çözümün kalitesinde memnuniyetsizlik yaratan durumlardır. Bu gibi hata ve memnuniyetsizlik hallerinde hemen düzeltme çabaları başlamaktadır. Ancak bu tür problemlerde insan zihni tüm parametreleri aynı anda kavrayamadığından genellikle kısa görüşlü çözüm yaklaşımları sergilenmektedir. Bunun sonucu olarak, belirli noktalarda düzelme sağlanırken başka noktalarda olumsuzluklar ortaya çıkmakta, yeni karmaşıklıklar yaşanmakta ve problem zaman zaman işin içinden çıkılmaz hale gelmektedir. Hatta yeni baştan çizelgeleme ihtiyacı dahi ortaya çıkabilmektedir. Dolayısı ile bilgisayar ortamında, hatalardan olabildiğince arınmış ve sistematik bir çözüm modeli açık ve belirgin bir ihtiyaçtır.

Deniz Harp Okulu'nda yaşanan bir başka problem de “nöbet atama” işlemidir. Askeri bir kurum olması nedeniyle öncelik taşıyan ve periyodik olarak çözülmesi gereken bir problemdir. Deniz Harp Okulu'nda çeşitli nöbet hizmetleri bulunmaktadır. Amaçları ve sorumlulukları açısından farklılıklar gösteren bu nöbetler, farklı statüdeki personel tarafından farklı formatlarda “sırayla” yürütülmektedir. Asıl amacı genel gözetmenlik olan bazı nöbetler için özel olarak istihdam edilen personel bulunmaz. Bu nöbet hizmetleri okulda asli görevleri farklı olan subaylar tarafından 24 saat esasına göre sırayla yürütülür. Nöbet görevi alan subay o gün sadece nöbet hizmetleri ile ilgilenmek durumundadır. Asli görevleri

ders vermek olduğundan, nöbet aldıkları gün derslerini veremedikleri için kayıp dersler ortaya çıkmaktadır. Dolayısı ile en az ders kaybını yaratacak nöbet planlaması gerekir. Diğer yandan askeri kurumun doğasından gelen gelenekler nedeniyle nöbet tutacak subaylar arasında rütbe üstünlükleri de dikkate alınmalıdır. Bu durum, subaylar arasında nöbet sayısı bakımından rütbe farklarıyla orantılı bir farkın gözetilmesi anlamına gelmektedir. Problemi daha da karmaşık hale getiren başka bir konu da, nöbetin doğasından gelmektedir. Nöbetler 24 saat esasına göre tutulmakta ve dolayısı ile ertesi gün istirahat edilmektedir. Bu durumda herhangi bir subaya ardaşık günlerde nöbet verilmemesi gerekir. Buna benzer başka bazı isteklerle problem oldukça karmaşık hale gelmektedir. Tüm bu istekleri olabildiğince yerine getiren nöbet listelerinin her ay hazırlanıp yayınlanması gerekmektedir. Yayınlanan her nöbet listesinden sonra genellikle çeşitli yakınma ve hoşnutsuzluklar ortaya çıkmaktadır. Nöbet planı, hem Dekanlık yönetimi tarafından ders kayıpları nedeniyle eleştirilmekte; hem de haksızlıklar yapıldığı düşüncesi ile nöbet görevi verilen subayların gizli ya da açık hoşnutsuzluğuna neden olmaktadır. Tüm bu sorunlar, sistematik bir yaklaşımla hoşnutsuzlukları en aza indirecek bir nöbet atama prosedürünün geliştirilmesi gerektiğine işaret etmektedir.

Bu tezde ders ve sınav çizelgeleme problemleri ile nöbet atama problemi ele alınmış ve bu problemlere bilgisayar ortamında hızlı, esnek ve kaliteli çözümler üretebilmek amacıyla matematiksel modeller ve çözüm yöntemleri üzerinde çalışılmıştır. Çalışma süresince bu konu üzerinde daha önce yapılan çalışmalar incelenmiş ve Deniz Harp Okulu çizelgeleme problemine çözüm üreten matematiksel modeller ve bunları kullanan bütünsel bilgisayar programlarının prototipleri geliştirilmiştir.

Tez düzenlenirken bu bölümden hemen sonraki ikinci bölümde öncelikle ders ve sınav çizelgeleme problemi açısından Deniz Harp Okulu'nun kendine özgü eğitim/öğretim sistemi tanıtılmıştır. Üçüncü bölümde ders çizelgeleme problemi ayrıntılı olarak incelenmiş ve geliştirilen çözüm yöntemleri tartışılmıştır. Dördüncü bölümde, bu defa sınav çizelgeleme problemi ele alınarak incelenmiş ve bu problemin çözümü için geliştirilen probleme özgü sezgisel bir çözüm yöntemi önerisi gösterilmiştir.

Beşinci bölümde ise “nöbet atama” problemi ele alınmıştır. Problem ayrıntılı olarak analiz edilmiş ve sezgisel bir çözüm yöntemi önerisi gösterilmiştir. Ayrıca “nöbet atama” probleminde kullanılan klasik atama probleminin çözümünde yeni bir yaklaşımı ifade eden özgün bir yöntem tarif edilmektedir. Anılan yöntem yeni ve özgün olması nedeniyle teze konulmuştur.

Altıncı ve son bölümde ise çalışmaların sonuçları özetlenmektedir. Ayrıca, üzerinde çalışılan konular ve elde edilen sonuçların ışığında daha ilerde yapılabilecek çalışmalar konusundaki fikirler tartışılmıştır.



2. DENİZ HARP OKULU EĞİTİM/ÖĞRETİM SİSTEMİNİN TANITIMI

Deniz Harp Okulu, Mayıs 2000 tarihinde yürürlüğe giren yeni “Harp Okulları Kanunu” ve Eylül 2001 tarihinde resmi gazetede yayınlanan “Harp Okulları Yönetmeliği” esaslarına uygun olarak 4 yıllık bir lisans programı yürütmektedir. Bu süreç içerisinde sınıf geçme sistemi uygulanmaktadır. İki yarıyıldan oluşan akademik yıl sonunda, herhangi bir öğrencinin sınıfı geçtiğine veya kaldığına ilgili yönetmelik hükümlerine göre karar verilmektedir. Sınıfta kalan bir öğrenci, kaldığı yıl aldığı derslerin bazılarında geçer not almış olsa dahi, yeni yıl içinde eski derslerin tümünü yeniden almaktadır.

Her sınıfta 8 şube (kısım) bulunmaktadır. Birinci sınıfta öğrenciler 8 şubeye eşit sayıda paylaştırılmakta ve aynı ortak dersleri almaktadırlar. Bu dersler Matematik, Fizik , Kimya , Hukuk , Ekonomi , Programlama gibi temel konuları kapsamaktadır. İkinci sınıftan itibaren mühendislik programı başlamaktadır. Tablo 2.1’de Deniz Harp Okulu’nda halen mevcut mühendislik programları gösterilmektedir:

Tablo 2.1 Deniz Harp Okulu Mühendislik Programları

PROGRAM	ŞUBE
Endüstri Mühendisliği	A ve B
Makine Mühendisliği	C
Gemi İnşa Mühendisliği	D
Elektrik/Elektronik Mühendisliği	E, F, G
Bilgisayar Mühendisliği	H
Toplam 5 Mühendislik Programı	Toplam 8 Şube

Belirli bir öğrencinin hangi şubeye, dolayısıyla hangi mühendislik programına gireceği birinci sınıfta gösterdiği akademik başarı seviyesine bağlı olarak, öğrencinin isteği de dikkate alınarak ilgili yönetmelik kurallarına göre belirlenmektedir. Belirli bir mühendislik programının uygulandığı şube, diğerlerinden farklı olarak kendi

mühendislik konuları ile ilgili farklı dersleri almaktadır. Bununla beraber askeri konularla ilgili ortak dersler de mevcuttur. Yabancı dil dersleri de ortak olarak okutulmaktadır. Bu yapı üçüncü ve dördüncü sınıfta aynı şekilde devam etmektedir. Deniz Harp Okulu'nda seçmeli ders uygulaması bulunmamaktadır. Bu nedenle çeşitli mühendislik şubeleri arasında birbirlerine göre ders farklılıkları olmakla beraber, belirli bir mühendislik şubesi için standart bir müfredat vardır. Dolayısı ile hangi derslerin verileceği tam olarak bellidir ve seçmeli derslere göre bazı derslerin açılıp açılmaması gibi bir belirsizlik söz konusu değildir.

Çalışma günlerinde okulda standart bir zaman çizelgesi uygulanmaktadır. Bütün şubeler saat 08:00 'da ilk derse girmekte ve 50 dakikalık ders süresince kendilerine o saatte planlanan dersi almaktadırlar. Bu şekilde tüm şubeler için geçerli olmak üzere, günde 6 ders ve haftada toplam 30 saat ders yapılmaktadır. Dershane olanakları tüm şubelerin aynı anda çeşitli dershanelerde ders yapabilecekleri şekilde düzenlenmiş olduğundan dershane sayısı ve kapasitesi sorunu yaşanmamaktadır.

Okulda bir akademik yıl, iki yarıyla bölünerek uygulanmaktadır. Her yarıyıl 16 hafta sürelidir. Her yarıyıl için dönem başında haftalık ders çizelgesi yapılmakta ve 16 hafta boyunca uygulanmaktadır. Dolayısı ile yılda iki defa bu çalışmanın konularından biri olan ders çizelgeleme problemi ortaya çıkmaktadır. Her yarıyıl başlamadan belirli bir süre önce ders çizelgeleme hazırlıklarına başlanmaktadır. Bu aşamada o yarıyılta tüm şubelerin hangi dersleri haftada kaç saat alacakları, günlük vakit çizelgesi (ders saati dilimleri) ve mevcut atanmış öğretim elemanlarının sayısı ve nitelikleri bilinen hususlardır. Ancak öğretim elemanlarının hem sayı hem de nitelik olarak yetersiz kalması nedeniyle özellikle mühendislik dersleri için çevre üniversitelerden öğretim üyesi yardımı talep edilmektedir. Çevre üniversitelerde öğretim üyelerinin ders yükü sorunu olması nedeniyle bu konuda güçlükler yaşanmakta ve ancak sadece bir gün okula gelerek verecekleri dersin tüm ders saatlerini blok olarak vermek üzere öğretim üyesi bulunabilmektedir. Bulunabilen öğretim üyelerinin kendi okullarındaki ders programı henüz belli olmadan Deniz Harp Okulu'na hangi gün gelebileceklerini bildirmeleri geciktiğinden onlara bağlı olarak ders çizelgelemesi de gecikmektedir. Sonunda yarıyılın başlamasına çok az bir zaman kala çizelgeleme probleminin tüm girdileri belli olmaktadır. Bu kısa süre

içerisinde çizelgelemenin tamamlanması istenmektedir. Çizelgeleme işlemi sonunda her sınıfta 8 şube olmak üzere toplam 32 şube için hangi dersin kim tarafından, hangi ders saati diliminde ve hangi dershanede verileceği ilan edilmektedir.

Her yarıyılıda zaman zaman değişmekle birlikte genellikle altıncı ve on ikinci haftalarda vize sınavları yapılmaktadır. Sınavlar bir haftalık bir süreyi kapsayacak biçimde planlanmakta ve bu sınav haftalarında ders yapılmamaktadır. Sınav çizelgelemesi, öğrencilerin de istekleri dikkate alınarak belirli kriterler esas alınmak suretiyle gerçekleştirilmektedir. Çizelgeleme sonucunda her şube için 8-9 dersin sınavının haftanın hangi gününde, hangi sınav salonunda, hangi saatte ve her sınav salonunda hangi gözetmen subay eşliğinde yapılacağı ilan edilmektedir. Final sınavları ise 16 haftalık akademik takvimin sonunda yapılmaktadır. Final sınavları için de çizelgeleme hususları aynıdır, tek fark sınavların bir hafta yerine 2 haftalık bir süreye yayılmasıdır.

3. DERS ÇİZELGELEME PROBLEMİ

Ders çizelgeleme probleminde genel amaç, haftalık bir ders planı çerçevesinde hangi dersin, hangi ders saati diliminde, hangi dershanede, hangi öğretim elemanı tarafından verileceğini belirleyen bir çizelgenin ortaya çıkarılmasıdır. Bu kapsamda ders çizelgeleme problemini etkileyen faktörler: öğretim elemanlarının sayısı ve uzmanlık alanları, ders çeşit sayısı ve haftalık ders saatleri, dersane sayıları ve kapasiteleri, dersleri alacak öğrenci sayıları ve ders tercihleri ile derslerin verileceği gün ve saat dilimleridir. Her okulun sahip olduğu olanaklar, az ya da çok farklılık gösteren eğitim/öğretim sistemleri ve bu konudaki politikaları nedeniyle ders çizelgeleme problemi her biri için kendine özgü bir yapı göstermektedir. Diğer bir ifade ile, bu faktörleri içeren ders çizelgeleme probleminin sınırları her okulda farklı çizilmekte, bazılarında gerekli olmadığı için belirli faktörler bu sınırlar içinde yer almazken, bazı faktörler diğerlerine göre daha fazla önem kazanmaktadır. Dolayısı ile belirli bir okul için geliştirilen model, başka bir okul için geçersiz olabilmektedir. Bu nedenle, bu bölüme Deniz Harp Okulu'nda yaşanan ders çizelgeleme problemi anlatılarak başlanacaktır. Daha sonra literatürde rapor edilen çalışmalar incelenerek Deniz Harp Okulu problemi için çözüm yöntemleri araştırılacak, arkasından da Deniz Harp Okulu için en uygun model ve çözüm yöntemi tartışılacaktır.

3.1 Deniz Harp Okulu Ders Çizelgeleme Problemi

Deniz Harp Okulu'nda haftalık ders çizelgesi iki aşamalı bir süreç sonunda ortaya çıkmaktadır. Birinci aşamada ders-öğretim elemanı eşleştirmesi yapılmakta, ikinci aşamada ise, bu eşleştirmeler uygun bir şekilde standart ders saati dilimlerine yerleştirilerek haftalık ders çizelgesi yaratılmaya çalışılmaktadır. Ders-öğretim elemanı eşleştirmeleri bir kurul tarafından belirli kurallara göre büyük veya karmaşık sorunlar yaşanmadan kararlaştırılmakta, ve bu tezin konularından biri olan asıl çizelgeleme problemi bundan sonra ortaya çıkmaktadır. Dolayısı ile Deniz Harp

Okulu'nda çizelgeleme problemi, öğretim elemanı-ders eşleştirmelerinin belirli istekleri yerine getirecek şekilde ders saati dilimlerine yerleştirilmesi problemi haline dönüşmektedir.

3.1.1. Ders-Öğretim Elemanı Eşleştirme Aşaması

Ders-öğretim elemanı eşleştirmeleri, Dekan başkanlığında Bölüm Başkanlarından oluşan bir kurul tarafından kararlaştırılmaktadır. Her şubenin alacağı dersler, bu derslerin haftalık ders saatleri ve o yarıyıl başındaki mevcut öğretim elemanı kadrosu ile uzmanlık alanları dikkate alınarak hangi derslerin hangi öğretim elemanlarınca verileceği kararlaştırılır.

Bu eşleştirmeler yapılırken göz önüne alınan hususlar nedeniyle ortaya çıkan bazı ek bilgiler çizelgeleme problemin yapısını doğrudan ilgilendirmektedir. Bu ek bilgilerden ilki, bazı dersler için birden fazla öğretim elemanının atanması durumudur. Herhangi bir öğretim elemanının haftalık ders yükünün 16 - 18 saati geçmemesine özen gösterilmektedir. Buna karşılık çok sayıda şubeye verilen ve haftalık ders saati fazla olan derslerin haftalık toplam ders yükü çok fazla olabilmektedir. Örneğin "Matematik-1" dersinin haftada 4 ders saat verilmesi ve birinci sınıftaki tüm şubelerin bu dersi alması gerekmektedir. Bu durumda "Matematik-1" dersinin toplam yükü " $4 \text{ Ders Saati} * 8 \text{ Şube} = 32 \text{ Saat}$ " olmaktadır. Tek bir öğretim elemanının bu yükü kaldırması mümkün olmadığından en az iki matematik öğretim elemanı arasında paylaştırılması gerekmektedir. Bu husus dekanlık ve bölüm başkanlıklarınca ortaklaşa kararlaştırılmaktadır. Böyle bir durumda öğretim elemanlarından birinin 4 şubeye, diğerinin ise aynı dersi geriye kalan diğer 4 şubeye vereceği kararlaştırılarak planlama birimine bildirilir. Ancak hangi şubelerin hangi öğretim elemanına verileceği çizelgelemenin sorunudur.

Diğer yandan, belirli bazı derslerin haftalık ders yükü (dersin haftalık ders saati * ders alan şube sayısı) fazla olmasına rağmen, öğretim elemanı kadrosunun eksik olması ve yükü paylaşacak başka öğretim elemanı bulunamaması nedeniyle o derse ait tüm yükün tek bir öğretim elemanına bindiği durumlar ortaya çıkmaktadır. Örneğin "Gemi İdaresi" isimli ders, ikinci sınıfta ortak olarak okutulmakta olup ders yükü ($3 \text{ ders saati} * 8 \text{ şube} = 24 \text{ saat}$) olmaktadır. Mevcut tek bir öğretim üyesi bulunduğundan yükü hafifletmek için şubelerin ikiye-ikişer (2-2-2-2) veya (3-3-2)

şeklinde birleştirilmesi ve ortaya çıkacak kalabalık öğrenci sayısı nedeniyle dersin amfide verilmesi kararlaştırılmaktadır. Bu durumda haftalık ders çizelgesi hazırlanırken, bu ders herhangi bir saatte aynı anda iki veya üç şubeye birden planlanmak zorundadır. Ayrıca dönem içinde öğretim üyesinin ders anlatma akışını dengeleyebilmesi için bu dersin verildiği saatlerde hep aynı şubelerin birleşmesi gerekmektedir. Yabancı Dil derslerinin durumu da farklı bir nedenle bu şekilde şubelerin birleştirilmesini gerektirmektedir. Herhangi bir ders saatinde Yabancı Dil dersi planlanacağı zaman belirli bir sınıfın iki veya üç şubesine aynı anda planlanmalıdır. Genellikle toplam 8 şubenin (3-2-2) şeklinde üç grup halinde birleştirilmesi istenmektedir.

Bu şekilde şubeleri birleştirmeyi zorunlu kılan hallerden biri de çevre üniversitelerden gelen misafir öğretim üyelerinin durumlarıdır. Bu öğretim üyeleri genellikle tek bir gün okula gelmekte ve verecekleri dersin haftalık tüm yükünü aynı gün içinde tamamlamak istemektedirler. Eğer dersin birden fazla şubeye verilmesi gibi bir durum nedeniyle misafir öğretim üyesinin toplam ders yükü 6 ders saatinden fazla ise, ders yükünün aynı gün içinde tamamlanabilmesi için bu dersi alan şubeler birleştirilerek dersler amfide yapılmaktadır.

Ders-öğretim elemanı eşleştirmeleri yapıldığında zaman çizelgelemesinde dikkate alınması gereken ek bilgilerden biri de, bazı öğretim elemanlarının farklı sınıflardaki şubelere birden fazla farklı dersi vermek üzere görevlendirilmesi durumudur. Örneğin, ders yükü az olması nedeniyle ikinci sınıftaki belirli şubelere verilen “Statik” dersi ile üçüncü sınıfta yine belirli kısımlara verilen “Termodinamik” dersi için aynı öğretim üyesi görevlendirilebilmektedir. Buna benzer bir ilişkiyi birinci sınıfla dördüncü sınıf arasında kurulmasını sağlayan başka bir öğretim elemanı daha olması durumunda, o zaman bu tür öğretim üyelerinin derslerinde çakışma olmaması için çizelgeleme yapılırken tüm sınıfların (32 şubenin) aynı anda düşünülmesi gerektiği ortaya çıkmaktadır. Halbuki ders-öğretim elemanı eşleştirmelerinde sınıflar arasındaki bu bağlantılar olmasa, diğer bir ifade ile ders-öğretim elemanı eşleştirmelerinde sınıflar birbirinden bağımsız olabilseler, problemi 4 ayrı bağımsız parçaya bölmek mümkün olabilirdi. Ancak bu problemin çözümü ile uğraşılırken hiçbir zaman bu ön kolaylık sağlanamamış ve problem daima 4 sınıf da bir arada düşünülerek çözülmek zorunda kalınmıştır.

3.1.2 Çizelgeleme Aşaması

İlk aşamada ders-öğretim üyesi eşleştirmeleri yapıldıktan ve bunlarla ilgili ilave bilgiler açığa çıktıktan sonra çizelgeleme işlemi için gerekli olan tüm bilgiler planlama biriminin önünde gelmiş olmaktadır. Bu bilgiler:

- Toplam sınıf ve şube sayısı,
- Her şubenin alacağı dersler ve bu derslerin haftalık ders saatleri sayısı,
- Bu derslerin hangi öğretim elemanlarınca verileceği,
- Herhangi bir dersi birden fazla öğretim üyesi verecekse şubelerin sayı olarak nasıl paylaşılacağı,
- Belirli dersler için şube birleştirme yapılacaksa, bu birleştirmenin nasıl yapılacağı (ikişer-ikişer, üçer-üçer v.b.)
- Dışarıdan gelen misafir öğretim üyelerinin hangi gün geleceği,
- Birden fazla farklı derse girecek öğretim elemanlarının bilgileri,
- Genel olarak dersane sayısı ve kapasitesi sorunu olmamasına rağmen bazı derslerin uygulama saatleri aynı laboratuvarları kullanmaktadır. Bu uygulama saatlerinde çakışmama olmaması için bu derslerin kaç saatinin lâboratuvarlarda yapılacağı.

Bu bilgilerin toparlanması ile planlama biriminden haftalık ders planının çıkarılması istenmektedir. Çizelge hazırlanırken de Tablo 3.1’de verilen kurallara uyulması istenmektedir. Bu tabloda verilen kurallar bir ölçüde önem sırasını da göstermektedir. İlk 8 kuralın TAVİZSİZ yerine getirilmesi istenir. Çözümü imkansız haline getirmediği sürece son iki kural da yerine getirilmeye çalışılmaktadır. Bunlar arasında öncelik sırası vardır. Mühendislik ve temel fen derslerinin öğleden önceki ders saatlerinde planlanması isteği (Kural-9), öğretim elemanlarına boş gün bırakma isteğinin (Kural-10) önündedir. Ancak zorunlu hallerde, çözümü imkansız hale getirdiği ispatlandığı durumlarda, bu son iki kuralda belirli dersler veya belirli öğretim elemanları için fedakarlık yapılarak esneklik tanınmaktadır.

Tablo 3.1. Deniz Harp Okulu Ders Çizelgeleme Kuralları

SIRA NO	AÇIKLAMA
1	Tüm dersler tam olarak haftalık ders saatleri kadar planlanmalıdır.
2	Hiçbir öğretim elemanı için aynı anda birden fazla ders planlanamaz
3	Hiçbir şube için aynı anda birden fazla ders planlanamaz
4	Misafir öğretim üyelerinin dersleri istedikleri gün ve saatlerde planlanır
5	Bazı farklı derslerin uygulama saatleri aynı laboratuarda yapılmaktadır. Bu derslerin uygulama saatlerinde çakışma olmamalıdır
6	Yabancı dil derslerinde, şubeler 3+3+2 biçiminde birleştirilerek planlanmalıdır. Ayrıca ders-öğretim elemanı eşleştirmelerinden doğan zorunlu şube birleştirme istekleri de yerine getirilmelidir.
7	Derslerin haftalık ders saatleri bloklar halinde planlanmalıdır. -Haftalık ders saati 4 saat olan dersler 2+2 blok halinde -Haftalık ders saati 3 saat olan dersler 2+1 veya toptan -Haftalık ders saati 2 saat olan dersler arka arkaya
8	Yukarıdaki maddede açıklanan blok dersler farklı günlerde planlanmalıdır. Misafir öğretim üyelerinin dersleri bu kural dışındadır.
9	Temel fen dersleri ile mühendislik dersleri öğleden önceki ders saati dilimlerinde planlanmalıdır.
10	Öğretim elemanlarına 1 gün boş bırakılmalıdır.

Tablo 3.1.'de verilen kurallar incelendiğinde; 1, 2, 3 ve 5. kuralların çakışmaların önlenmesine yönelik olduğu görülmektedir. Bu yüzden bu dört kural ÇAKIŞMA kısıtlarını doğurmaktadır. Altıncı kural ise ŞUBE GRUPLAMA kısıtlarını zorunlu kılmaktadır. Yedinci ve sekizinci kurallar da DERS SAATI GRUPLAMA zorunluluğunu doğururlar. Çalışmanın ilerleyen bölümlerinde bu kısıtlamalara zaman zaman değinileceğinden, bu kurallar bundan sonra yukarıdaki isimleri ile anılacaktır.

Problemin yapısı açısından ise, ilk üç kuralın yerine getirilmesinden ibaret kısmına ÇEKİRDEK PROBLEM denilecektir. Çekirdek probleme dördüncü ve beşinci kuralların eklenmesi ile elde edilen probleme ise GENİŞLETİLMİŞ ÇEKİRDEK PROBLEM adı verilecektir.

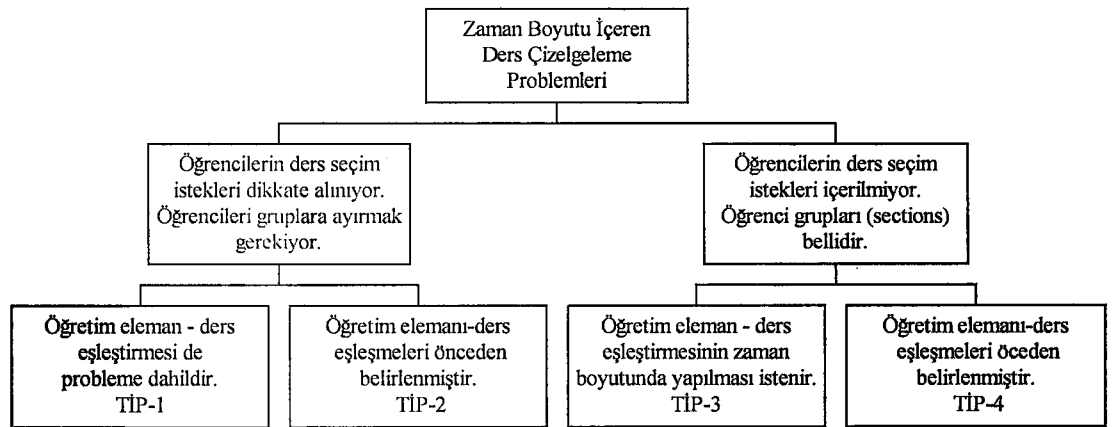
Yukarıda tüm ayrıntıları ile tanıtılmaya çalışılan Deniz Harp Okulu ders çizelgeleme problemi, ilerleyen bölümlerde gösterileceği gibi büyük bir

çizelgeleme problemidir. Genel karakteri, önceden belirlenen öğretim elemanı-ders eşleştirmelerini standart zaman dilimlerine yerleştirmeye çalışmaktır.

3.2. Ders Çizelgelemesi Problemine Yönelik Daha Önceki Çalışmalar

Bu konu üzerinde daha önce yapılan çalışmalar incelendiğinde problemin farklı yönleriyle ele alındığı görülmektedir. Öncelikle problemin ortaya çıkış biçimiyle ilgili farklılıklar bulunmaktadır. Shniederjans ve Kim (1987), McClure ve Wells (1984), Harwood ve Lawless (1975) ile diğer bazı çalışmalarda problemin sadece ders-öğretim elemanı eşleştirmesi bölümü ele alınmıştır. Bu çalışmalarda zamana göre çizelgeleme boyutu yoktur. Ders-öğretim elemanı eşleştirmelerinde; verilmesi gereken dersler, öğretim elemanlarının vermek istedikleri dersler hakkındaki tercihleri ve ders yükü sınırlamaları ile derse hazırlık süresi gibi kriterlere bağlı olarak karmaşık fayda fonksiyonları ile en iyi eşleştirmeler bulunmaya çalışılmaktadır.

Çizelgelemede zaman boyutunun bulunduğu çalışmaları kabaca Şekil-3.1’de görülen yapıda sınıflandırmak mümkündür. Bu sınıflandırma problemin ortaya çıkış ve ele alınış biçimine göre yapılmaktadır.



Şekil 3.1. Zaman Boyutlu Problemlerin Sınıflandırılması

Birinci tipte sayılabilecek bir çalışmaya rastlanılmamıştır. Çalışmalar genellikle ikinci ve üçüncü tipte gösterilen problem türlerinde yoğunlaşmaktadır. Deniz Harp Okulu'nün çizelgeleme problemi bu sınıflama içinde dördüncü tipte sayılan bir problemidir.

Hertz(1991), Aubin ve Ferland (1989) ile Sampson ve diğ. (1995) tarafından yapılan çalışmalar ikinci tipte gösterilen problem türünü esas almışlardır. Bu tür problem modeli, genellikle öğrenci sayısının çok olduğu ve öğrencilerin çok geniş ders seçme haklarının bulunduğu özellikle Kuzey Amerika, kısmen de Avrupa'daki yüksek öğretim kurumlarında ortaya çıkmaktadır. Bu modelde problem iki parçaya bölünmektedir. Birinci alt problemde öğrencilerin ders seçim tercihlerine bakılarak, onları ders bazında gruplara (ders şubelerine-sections) ayırmak amaçlanmaktadır. İkinci alt problemde ise; ilk alt problemde oluşturulan gruplar, dersane sayıları ve kapasiteleri ile öğretim elemanlarının zaman tercihleri dikkate alınarak haftalık ders çizelgesi çıkarılmaya çalışılmaktadır. Öğrenci Gruplama alt probleminin hedefi öğrencilerin toplam çakışan ders saatlerini en küçük yapmaktır. İkinci alt problemin hedefi ise, öğretim elemanı ve dershaneler açısından çakışmaları ve öğretim elemanlarının dersin yapılma saatine ilişkin memnuniyetsizliklerinin toplamını en küçük hale getirmektir. Bu iki alt problem birbirinden bağımsız değil, aksine çok yakından ilişkilidir. Zira oluşturulan zaman çizelgesi öğrenci gruplarının yeniden düzenlenmesini gerektirmektedir. Gruplar yeniden düzenlendiğinde ise, bu defa zaman çizelgesinin tekrar düzenlenmesi ihtiyacı ortaya çıkmaktadır. Bu şekilde, birinin çıktısı diğerine girdi olarak verilmek suretiyle her iki alt problem arka arkaya çözülmektedir. Her iki alt problemin amaç fonksiyonlarının toplamının artık daha fazla düşürülemeyeceği bir noktada işlem sona ermektedir. Bu problem türü üzerinde çalışanların hemen hepsinde yukarıdaki yaklaşım biçimi ortaktır. Ancak alt problemlerin çözümü ve aralarındaki ilişkilerinin matematiksel olarak ifade edilmesi yönünden farklılıklar vardır. Bu noktada, genellikle okulun yapısı ve problemin yapısını doğrudan etkileyen özel durumlar nedeniyle her çalışma kendine özgü sezgisel çözüm yöntemlerini ortaya çıkarmıştır. Ancak bunlar arasında Hertz (1991) tarafından kullanılan “yasaklı arama” (tabu search) tekniği genel bir çözüm yöntemi olarak kullanılabilmesi açısından dikkate değerdir. Yasaklı arama tekniğine aşağıda biraz daha ayrıntılı olarak değinilecektir.

Şekil 3.1.'de üçüncü tipte gösterilen problem türü üzerinde yapılan çalışmalara ise Shih ve Sullivan (1977), Mosaad ve diğ. (1998) ile Dinkel ve diğ. (1989) örnek gösterilebilir. Bu problem türünde ders çizelgesi hazırlanarak ilan edilmekte, ve öğrenciler bu çizelgeye göre derslerini seçerek her derste kendi gruplarını kendileri belirlemektedir. Bu problem tipinin temel karakteristiği, öğretim elemanı-ders eşleşmesinin yapılması ve bu eşleşmelerin zaman çizelgesine oturtulmasıdır. Problemde öğretim elemanlarının vermek istedikleri dersler konusundaki tercihleri, ders saatleri konusundaki tercihleri, ders yükü kısıtlamaları ile dersane sayıları ve kapasiteleri dikkate alınmaktadır. Bu problem tipi üzerinde örnek gösterilen ilk iki çalışma göreceli olarak küçük okullardaki problemleri konu aldığından, değişken sayısının çok fazla olmaması sebebiyle “sıfır-bir” tam sayılı programlama problemi olarak modellenerek çözülmüştür.

Büyük bir problemi ele alan Dinkel ve diğ. (1989) ise diğerlerinden ayrılan ve dikkate değer bir çalışma ortaya koymuşlardır. Özgün bir yaklaşımla problemi bir ağ modeli halinde göstermişlerdir. Problem bir “ağ akış” modeli olarak ele alınmakta ve bu sayede çizelgeleme probleminin tüm kısıtları, ağ üzerinde bağların kapasiteleri ve düğümlerdeki denge denklemleri cinsinden ifade edilebilmektedir. Amaç fonksiyonu da bu akışlar üzerindeki maliyetler cinsinden yazılmaktadır. Hedef, öğretim elemanlarının kendilerine eşleştirilen ders/dersler ve onlar için ayrılan saat dilimleri ile tahsis edilen dersaneler hakkındaki memnuniyetsizliklerinin toplamını en küçük hale getirmektir. Bu şekilde problem bir “kısıtlandırılmış ağ akış problemi” halinde bulunmaktadır. Öğretim elemanları ve dersaneler açısından çakışma kısıtları gevşetildiğinde ise problem saf bir “kapasiteli akış problemi” haline dönüşmektedir. Bilindiği gibi bu problemin katsayılar matrisi “unimodüler” karaktere sahiptir. Bu sayede aslında tamsayılı olan bir problem, doğrusal programlama problemi halinde çözülsede dahi sonuçlar tamsayı çıkar. Dolayısı ile bu gibi problemlerde simpleks yöntem etkili bir çözüm aracı olarak ortaya çıkar. Ayrıca “kapasiteli akış problemi” üzerinde çok çalışılan ve çok daha etkili çözüm yöntemleri bulunan bir problemdir. Ancak gevşetilen kısıtlar eklendiğinde bu özellik kaybolmaktadır. Bununla beraber ağ öylesine kurulmuştur ki anılan bu çakışma kısıtları tek bir kısıt halinde (tek bir “blok” kısıt halinde) yazılabilmektedir. Bu durum, problemin tamamının çözülmesi için önemli avantajlar yaratmaktadır. Bu çakışma kısıtları kaldırılarak alt problem simpleks

yöntemle veya ondan daha hızlı ağ akış çözüm yöntemleri ile çabucak çözülmekte, çözüm eğer çakışmalar içermiyorsa aynı zamanda genel problemin de çözümü haline gelmektedir. Çakışmalar olduğunda ise iki yol gösterilmiştir. Bunlar, alt problemin çözümünü iyi bir başlangıç noktası olarak kabul ederek; ya genel problemi “sıfır-bir” tam sayılı programlama problemi olarak çözmek veya kısıtlı akış probleminin çözümü için kullanılan karmaşık özel algoritmalara başvurmaktır. Oldukça etkileyici olan bu modelin Deniz Harp Okulu çizelgeleme problemi için kullanılıp kullanılamayacağı incelenmiştir. Ancak bir sonraki bölümde ayrıntılı bir biçimde incelenecek olan Deniz Harp Okulu ders çizelgeleme problemin matematiksel modelinde de görüleceği üzere kısıtların biri ya da ikisi kaldırıldığında geriye “unimoduler” katsayı matrisi verecek kısıt kombinasyonları bulunamamıştır. Daha fazla kısıt kaldırılarak “unimoduler” yapı elde edilmeye çalışıldığında ise yukarıdaki modelde bahsedilen avantajın kaybedileceği açıktır.

Şekil 3.1.’de dördüncü tip olarak gösterilen problem türü Deniz Harp Okulu çizelgeleme problemini de içine almaktadır. Bu tipteki problemlerde ders-öğretim elemanı eşleştirmeleri önceden yapılmaktadır. Öğrencilerin grupları (şubeleri) ve alacakları dersler de bellidir. Yapılması gereken hangi dersin ne zaman yapılması gerektiğini belirlemektir. Bazı modellerde dersane sayısı ve kapasiteleri kısıtlamaları nedeniyle derslerin yapılacağı dershanelerin belirlenmesi de problemin içindedir. Deniz Harp Okulu probleminde dersane sayısı ve kapasitesi sorunu yoktur. Bu tür problemler saf “zaman tablosu” (timetabling) problemi olarak adlandırılmaktadır. Bu açıdan sınav çizelgeleme problemleri de bu türün içine dahil edilmektedir. Bu tezin daha sonraki bölümlerinde sınav çizelgeleme problemi ayrıntılı olarak ele alınacaktır. Ders çizelgelemesi çerçevesinde bu problem tipi genellikle batılı okulların orta dereceli okullarında ortaya çıkmaktadır. Bu konuda yapılan bir çok çalışmadan örnek olarak Alvarez-Valdes ve diğ. (1996) ve Wright (1996) sayılabilir. Bununla beraber, Tripathy (1980,1984) örneğinde görüldüğü gibi sadece orta dereceli okullar değil, yüksek öğrenim kurumlarındaki ders çizelgeleme problemini ele alan çalışmalar da vardır.

Zaman Tablosu problemi olarak adlandırılan bu tip problemlerin çözüm yöntemleri incelendiğinde genelleştirilebilen iki yöntem öne çıkmaktadır. Bunların ilki “çizge boyama” (graph coloring), diğeri ise “yasaklı arama” (tabu search)

yöntemleridir. Bu yöntemler aşağıdaki bölümlerde biraz daha ayrıntılı olarak irdelenecektir. Bu yöntemlerin yanı sıra, Tripathy (1980, 1984) tarafından kullanılan “Lagrange gevşetme” (lagrangean relaxation) yöntemine kısaca değinilecektir.

Anılan yazar tarafından çalışılan problemin matematiksel modeli, bazı küçük değişikliklerle birlikte yapı itibarı ile Deniz Harp Okulu “çekirdek” problemine benzetilmektedir. Problemin kısıtları iki ana blok halinde ifade edilmiştir. Bu bloklardan biri gevşetildiği takdirde geriye kalan kısıtların katsayılar matrisi unimodüler bir yapıdadır. Dolayısı ile geriye kalan problem simpleks yöntem ile kolaylıkla çözülebilir hale gelmektedir. Gevşetilen kısıt ise bilinen şekilde “dualize” edilerek amaç fonksiyonuna eklenir. Katsayılar matrisinin unimodular olması nedeniyle problem aslında Lagrange çarpanlarının bulunması problemine dönüşmektedir. Tripathy (1980,1984) bu çarpanları “subgradient” yöntemi ile bulmaktadır. Bu çözüm yönteminde çekirdek problemin en iyi çözümüne ulaşmak garanti edilmese de etkili sonuçlar elde etmenin mümkün olduğu rapor edilmektedir.

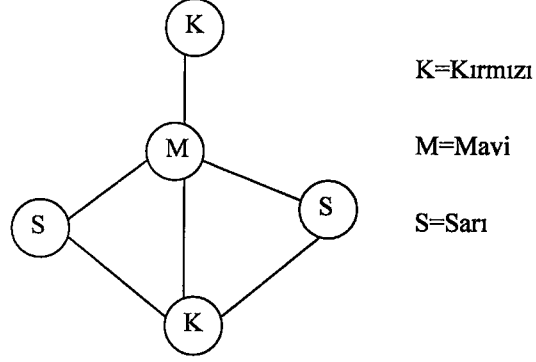
Deniz Harp Okulu ders çizelgeleme problemin matematiksel modelinde ise kısıt bloklarının biri ya da ikisi gevşetildiğinde geriye “unimodüler” katsayı matrisi verecek kısıt kombinasyonları bulunamamıştır. Daha fazla kısıt gevşeterek “unimodüler” yapı elde edilmeye çalışıldığında ise gevşetilen kısıtların farklı Lagrange vektörleri ile amaç fonksiyonuna atılması gerekir. O zaman da çok fazla Lagrange çarpanının türeyeceği ve bu nedenle asıl problemin en iyi çözümüne bu yöntemle ulaşmanın çok zor olacağı açıktır. Aslında Deniz Harp Okulu çizelgeleme problemindeki katsayılar matrisi içinde olabildiğince büyük bir unimodüler alt matris bulunabilse, hem Lagrange yöntemi, hem de hatırlanacağı üzere Dinkel ve diğ. (1989) tarafından geliştirilen “ağ akış” modeli kullanılabilir hale gelecektir. Bu konu üzerinde bir süre çalışılarak katsayılar matrisi mercek altına alınmıştır. Kısıtların farklı biçimde ifade edilmesi ve yapay kısıtların eklenmesi gibi deneysel çalışmalar sonunda fazla ilerleme kaydedilememiştir. Ancak kısıt katsayıları matrisi unimodüler olmayan belirli başka problemlerde yapay kısıtların eklenmesi ile katsayılar matrisini unimodüler hale getirme çabalarının yeni bir çalışma alanı olabileceği izlenimi edinilmiştir.

Zaman Tablosu probleminde en çok kullanılan çözüm yöntemlerinden biri çizge boyama yöntemidir. Carter ve diğ. (1994, 1996) , Laporte ve Desroches (1984) ve Mehta (1981) bu çalışmaların örneklerinden birkaçıdır. Bu yöntemi açıklayabilmek için öncelikle çok kısa olarak bazı tanımlar yapılacaktır.

Çizge boyama yönteminde “basit çizgeler” kullanılır. Basit çizge terimi ile, çizge içerisinde bir düğümden çıkıp yine aynı düğüme giren bağların bulunmadığı ve aynı düğümleri birbirine bağlayan paralel bağların bulunmadığı kastedilmektedir. Ayrıca çizge içerisinde bağlar yönsüzdür. Çizge boyama yöntemi için en önemli kavram “komşuluk” kavramıdır. Aynı düğüme bağlanan iki farklı bağ komşu olarak adlandırılır. Aynı şekilde bir bağın iki ucunun bağlandığı düğümler de komşu düğümlerdir. Şekil 3.2.’de verilen çizge diyagramında $\{e_1, e_2\}$ ve $\{e_1, e_5\}$ örnek komşu bağlardır. Dikkat edilirse (e_6) bağının diğer tüm bağlarla komşuluk ilişkisi varken (e_2) ve (e_4) bağları arasında komşuluk ilişkisi yoktur. Diğer taraftan $\{v_1, v_2\}$ ve $\{v_4, v_5\}$ bağları komşuluk ilişkisi olan düğüm çiftleridir. Ancak (v_1) ve (v_4) komşu olmayan düğümlerdir.

18

çizgenin tüm düğümlerini boyamak üzere en az kaç farklı renk gerekir?. Çizge boyama yöntemi bu sorunun üzerine dayalıdır. Örnek olarak yukarıda Şekil 3.2’de verilen çizgenin düğümleri en az üç farklı renkle boyanabilir. (Şekil 3.3.)



Şekil 3.3. Çizge Boyama

Çizgeyi boyamak için gereken en az renk sayısına o çizgenin “kromatik sayısı” denir. Çizgenin kromatik sayısı ile çizgenin “derecesi” arasında bir ilişki vardır. Bir çizgenin derecesi, çizge içindeki en yüksek düğüm derecesine eşittir. Bir düğümün derecesi ise üzerine bağlanan bağların toplam sayısıdır. Daha önceki çalışmalar ($\text{Kromatik Sayısı} \leq \text{Çizgenin Derecesi}$) ilişkisini ortaya koymuşlardır.

Çizge boyama yönteminde düğümlerin boyanması işlemi için çeşitli sezgisel teknikler kullanılmaktadır. En basit teknikte, düğümler rasgele bir sırayla bir listeye konulmakta ve bu listeden sırayla alınarak renk seçimine geçilmektedir. Sırası gelen düğüm için komşu düğümlerde kullanılan renkler yasaklanmakta, komşuluk ilişkisi olmayan düğümlerde kullanılan renklerden biri rassal olarak seçilmektedir. Eğer komşuluk ilişkisi olmayan düğümler boyanmamışsa, hiç kullanılmayan bir renk seçilmektedir. Bu şekilde sırayla tüm düğümler boyanarak işlem bitirilmektedir. Ancak bu teknikte listedeki düğümlerin sırası sonucu etkilemektedir. Bir çizgenin kromatik sayısı (boyamak için gereken en az farklı renk sayısı) χ ile, çizgeyi boyamak için kullanılan gerçek renk sayısı da “p” ile gösterilirse; yukarıda bahsedilen ilkel yöntemle boyama işlemi sonunda genellikle ($p > \chi$) sonucu ile karşılaşilmektedir. Bu yüzden daha iyi sonuç veren başka teknikler vardır. Bunlardan biri, listeyi oluştururken düğümleri derecelerine göre büyükten küçüğe doğru sıralamaktır. Buradaki ana fikir: “en çok bağa sahip düğümler boyanması en zor

olan düğümlerdir ve bu yüzden öncelikle onlar boyanmalıdır.” Dereceleri aynı olan düğümlerin öncelik sırası rassal olarak belirlenebildiği gibi bu tekniğin değişik biçimlerini oluşturacak ikincil seçim kuralları konulabilmektedir. Farklı bir yaklaşım ise, düğümleri derecelerine göre değil de komşu düğümlerinin derecelerinin toplamına göre sıralamaktır. Bütün bu teknikler De Werra (1985) ile Carter (1986) tarafından yapılan literatür çalışması ile özetlenmiş ve analiz edilmiştir.

Ders çizelgelemede zaman tablosu problemi de bir çizge boyama problemi olarak ele alınabilir. Her şubenin her dersinin haftalık ders sayısının herbiri bir düğüm olarak düşünülebilir. Örnek olarak 1A şubesi haftada 4 saat Matematik dersi ve 3 saat Fizik dersi almalıdır. Bu durumda 1A şubesi için dört matematik düğümü ve üç Fizik düğümü yaratılmalıdır. Dersleri veren öğretim elemanları da önceden belli olduğundan yaratılan düğümlerin içinde; dersin adı, o dersi veren öğretim elemanı ve şube adı bilgileri olacaktır. Bu düğümler arasında aynı şube bilgisini içeren düğümler arasında bağlar çizilir. Ayrıca aynı öğretim elemanı bilgisini içeren düğümler arasında da bağlar çizilerek çizge tamamlanır. Deniz Harp Okulu problemi için bu çizge kurulduğunda tam olarak 960 (32 şube*30 ders saati) düğümlü bir çizge oluşmaktadır. Çizgenin derecesi çeşitli verilerle değişmekle birlikte 40-45 değerini almaktadır. Çizge boyama tekniğindeki renkleri burada standart zaman dilimleri temsil etmektedir. Örnek olarak Pazartesi sabahı ilk ders saati 1.rengi, ikinci ders saati 2.rengi, Cuma günü altıncı ders saati ise 30. rengi temsil etmektedir. Dikkat edilirse, herhangi bir düğüm öğretim elemanı veya şube bilgisi nedeniyle başka düğümlerle komşu durumdadır. Bu düğümlerle aynı renkte boyanamayacağından (aynı zaman dilimine konulamayacağından) çakışmaların önüne geçilmiş olacaktır. Bu çizge komşuluk ilişkileri olan düğümler farklı renkte olmak üzere tam olarak 30 farklı renk ile boyanabilirse Deniz Harp Okulu’nun çekirdek problemi çözülmüş olacaktır.

Bu yöntemle Deniz Harp Okulu’nun çekirdek problemi üzerinde çalışılırken ilk karşılaşılan sorun büyük bellek gereksinimi olmuştur. İlk çalışmalar sırasında 32 MB RAM hafızası bulunan bilgisayar kullanıldığından çizgenin komşuluk matrisi (960*960) ve diğer gerekli kayıt ve değişkenler için bellek yetmemiştir. (Daha sonra elde edilen 64 ve 128 MB RAM bilgisayarlarda aynı sorunun yaşanmadığı tespit edilmiştir.) Bellek sorununu aşabilmek için “bağlı listeler (link lists)” ve dinamik

bellek kullanımı teknikleri kullanılmıştır. Bellek sorunu aşıldıktan sonra düğümleri derecelerine göre sıralamak suretiyle boyama işlemi yaptırılmıştır. İlk elde edilen çözümlerde 30 renk kullanılmış olmasına rağmen hala listede boyanmamış düğümler kalmıştır. Bu durum, çakışmalar olmadan tüm derslerin 30 ders saatlik haftalık plana yerleştirilemediği ve uygun bir çözüm bulunamadığına işaret etmektedir.

Carter (1986) tarafından özetlenen çeşitli teknikler denendikten sonra Brelaz (1979) tarafından gösterilen tekniğin en iyi sonuçları verdiği görülmüştür. Bu teknikle çizge yeniden oluşturulup boyandığında nihayet 30 renk ile tüm çizge boyanabilmektedir. Bu teknikte, düğümler iki aşamalı olarak sıralanmaktadır. Birinci aşamada düğümler derecelerine göre değil; “doygunluk derecelerine” göre sıralanmaktadır. Bir düğümün doygunluk derecesi o düğüme komşu olan boyanmış düğümlerde kullanılan farklı renk sayısı ile ölçülmektedir. Doygunluk derecesi yüksek olan düğümler için geriye kalan seçilebilir renk sayısı düşük olacaktır. Ana fikir, renk tercihi en az olan düğümlere öncelik tanımadır. Aynı doygunluk derecesine sahip düğümler arasında ikincil bir sıralama kuralı ile bunlar kendi aralarında bu defa derecelerine (üzerlerine bağlanmış bağ sayısına) göre sıralanmaktadır. Herhangi bir düğüm boyandığında boyanmamış düğümlerin doygunluk dereceleri öz yenilemeli (recursive) olarak yeniden hesaplanıp sıralama yeniden yapılmaktadır.

Ancak elde edilen çözüm sadece çekirdek problem içindir. Genişletilmiş çekirdek probleme geçiş için iki unsur bulunmaktadır. Bunlardan birincisi misafir öğretim üyelerinin istedikleri gün ve saatte derslerinin planlanmasının sağlanmasıdır (Kural-4). Bunu gerçekleştirebilmek için bu öğretim üyeleriyle ilgili düğümlerde renk (saat dilimi) tercihlerini kısıtlamak yeterli olacaktır. Bu durum kullanılan boyama tekniğine de uygundur. Zira renk tercihleri yapay olarak kısıtlanan bu düğümlerin doygunluk dereceleri yüksek olacağından öncelikle bu düğümler boyanacaktır. İkinci unsur ise aynı laboratuvarı kullanan derslerin çakışmalarını önlemektir (Kural-5). Aynı laboratuvarda yapılan dersleri içeren düğümler arasında yapay bağlar çizilerek bu sorun halledilmektedir. Böylece bu dersler aynı saatte aynı laboratuvar için planlanamayacaktır. Bu yeni yapıyla genişletilmiş çekirdek problemin çözümü elde edilmiştir.

Bununla beraber asıl sorun “ders saati gruplama” ve “şube gruplama” kısıtlarında yaşanmıştır. Ders saati gruplama kısıtları için yeni bir yaklaşımla düğümler yeniden tanımlanmıştır. Bu yaklaşıma göre:

- a) Haftalık ders saati 2 saat olan dersler için tek bir düğüm,
- b) Haftalık ders saati 3 saat olan derslerde iki saatlik blok için bir düğüm ve kalan “artık” ders saati için başka bir düğüm,
- c) Haftalık ders saati 4 saat olan dersler için ise ikişer saatlik blokları temsil etmek üzere iki düğüm yaratılmıştır.

Bu yeni yapıda, “artık” dersleri içeren bir düğüm boyandığında, aynı şube bilgisi içeren ama başka bir “artık” dersi temsil eden bir düğüm aranır ve aynı renge boyanır. Ancak bu yeni öncelik kuralı kullanılmakta olan doygunluk derecesi öncelik sıralamasının kendi içindeki tutarlılığı bozduğundan problemi çözümsüz hale getirmektedir. Problem çözümsüz kaldığında geriye dönerek “artık” ders seçimlerini değiştirecek bir yöntem izlenmiş ve çözümler elde edilebilmiştir. Ancak geriye dönüşler ve yeni artık ders birleştirmeleri birçok alternatifin teker teker denenmesi anlamına geldiğinden işlem süresi uzamaya başlamaktadır.

Tüm bu uğraşılardan sonra, çizge boyama tekniği “şube gruplama” istekleri ile karşılaştığında tıkanma noktasına gelmektedir. Çünkü şube gruplama isteği bu yöntem taban tabana zıttır. Oluşturulan çizgede aynı öğretim üyesi bilgisini içeren düğümler bir bağ ile komşu olduklarından aynı renge boyanamazlar, diğer bir ifade ile aynı zaman dilimine konulamazlar. Oysa şimdi bazı derslerde şubeleri gruplayabilmek için aynı öğretim üyesi bilgisine sahip ancak farklı şubeleri içeren komşu düğümlerin aynı renge boyanması istenmektedir. Bu isteği yerine getirmek uğruna bu düğümler arasındaki bağlar silinmeye kalkıldığında bu defa kontrolsüz birleşmeler oluşur ve diğer yan karmaşıklıklar yaşanır. Bağlar duruyorken aralarında komşuluk olan bu düğümleri kontrollü bir biçimde aynı rengi almaya zorlamak mümkündür. Bunu yapabilmek için düğümlerin öncelik sırasına yeni bir yapay kural daha koymak gerekir. Bu kural, şube gruplama gerektiren bir derse ait düğüm boyandığında, bu dersi içeren ancak başka bir şubeye ait bir düğümü zorla aynı renge boyanmasını sağlayacaktır. Ancak böyle bir kural kullanılmakta olan ve kendi içinde tutarlı doygunluk derecesi tekniğini sabote etmektedir. Problem çözümsüz olduğunda geriye dönerek şube gruplarını değiştirerek yeniden boyamaya devam etmek mümkündür. Bu şekilde aslında birçok alternatif arasından her seferinde birini seçerek yeniden deneme yapılmaktadır. Bu durumun işlem süresini uzattığı açıktır.

Üstelik yukarıda bahsedilen “ders saati gruplama” kısıtında da buna benzer denemeler yapılmakta idi. İkisi bir arada düşünüldüğünde binlerce alternatifin denenmesi gerektiği kolaylıkla görülebilir. Ek olarak, örneğin öğretim elemanlarına boş gün bırakma isteğini bu yapı içerisinde etkili bir şekilde ifade edebilmek mümkün değildir. Bu nedenlerle çizge boyama yöntemi genel problemin çözümü için zayıf kalmaktadır.

3.2.2. Yasaklı Arama (Tabu Search)

Yasaklı arama, Glover (1989,1990) tarafından önerilen ve son yıllarda eniyileme (optimization) problemlerinin çözümünde sık sık sözü edilen meta-sezgisel bir yöntemdir. Bu yöntemle zaman tablosu probleminin çözümünü tartışmaya başlamadan önce, kısaca yasaklı arama yönteminin genel ilkeleri tanıtılacaktır.

Kombinatorik bir eniyileme problemi genel olarak aşağıdaki biçimde gösterilebilir:

$$\text{En Küçük } c(x) : x \in X \quad (3.1)$$

Burada “x” herhangi bir uygun çözüm noktasını, “X” ise uygun çözümler kümesini göstermektedir. Amaç fonksiyonu $c(x)$ doğrusal veya doğrusal olmayan bir fonksiyon olabilir. Yasaklı Arama yöntemine herhangi bir uygun “x” çözüm noktası ile başlanır ve bu uygun çözüm noktasından bir sonraki komşu uygun çözüm noktasına ilerlenir. Komşu çözüm noktalarını bulmak için $N(x)$ komşuluk fonksiyonu kullanılır. $N(x)$ komşuluk fonksiyonu ile bulunan komşu uygun çözüm noktaları V kümesi ile temsil edilmektedir. V kümesi içindeki komşu uygun çözüm noktalarından bazıları yasaklanmıştır. Bu yasak noktalar T yasak listesinde gösterilir. Bu kısa tanımlardan sonra Yasaklı Arama yöntemi aşağıdaki gibi tarif edilebilir:

Adım-1: Başlangıç için uygun bir çözüm noktası seçiniz. $x \in X$

Bilinen en iyi çözüm x^* , başlangıçta bulunan ilk uygun çözüm noktasıdır.
 $x^* = x$

Sayacı sıfırlayınız. $k=0$

Yasak Listesi (Tabu List) başlangıçta boş kümedir. $T=\emptyset$

Adım-2: $k=k+1$

$N(x)$ fonksiyonunu kullanarak komşu çözüm noktaları kümesini V bulunuz.
Eğer $V-T = \emptyset$ ise dördüncü adıma gidiniz.

Değilse, V-T kümesindeki çözüm noktaları arasında amaç fonksiyonu açısından en iyi noktayı bulunuz. x çözüm noktasını bu noktaya ilerletiniz.

Adım-3: x^* bilinen en iyi çözüm noktası idi. Yeni gelinen x çözüm noktasında eğer $c(x) < c(x^*)$ ise o zaman en iyi çözüm noktasını güncelleyiniz $x^* = x$

Adım-4: Eğer k sayısı önceden belirlenmiş bir sayıyı aşmışsa;
veya bilinen en iyi çözümün son güncellendiği döngüden sonra belirli sayıda döngü geçmişse;
veya $V-T = \emptyset$ olması nedeniyle ikinci adımdan buraya gelinmişse işlemi durdurunuz.
Bunlardan hiçbiri doğru değilse Yasak Listesini güncelleyiniz ve 2. Adıma dönünüz.

Genel olarak çalışma biçimi gösterilen Yasaklı Arama yöntemini kullanabilmek için üzerinde uğraşılacak problemin bu anlayışa göre modellenmesi, amaç fonksiyonunun belirlenmesi, yasak listesinin oluşturulma biçimi ve güncellenme şekli yaratıcılık isteyen ve sonucun kalitesi üzerinde doğrudan etkili olan unsurlardır.

Yasaklı Arama yöntemini “zaman tablosu” probleminin çözümü için kullanan çeşitli çalışmalar incelenmiştir. Bu konudaki ilk çalışma Hertz (1991) tarafından yapılan çalışmadır. Bu çalışma aslında çizge boyama yönteminin değişik bir biçimidir. Anılan çalışmada kullanılan Yasaklı Arama yöntemi Deniz Harp Okulu çizelgeleme problemi üstünde anlatılmaya çalışılacaktır.

Hatırlanacağı üzere, Deniz Harp Okulu çizelgeleme problemi için 960 düğümden oluşan bir çizge oluşturulmuştur. Bu düğümler 30 gruba ayrılmış olsun. Her grup aslında belirli bir saat dilimini temsil eder. Herhangi bir grup içerisindeki düğümlerin hiçbiri birbirleriyle komşu değillerse, başka bir ifade ile hiçbir bağ o grup içindeki iki düğümü birleştirmiyorsa, o grupta (saat diliminde) öğretim üyesi ve şube açısından herhangi bir çakışmanın olmadığı anlaşılır. Eğer tüm gruplar bu şekilde kendi içlerinde komşuluk ilişkisi içermeyen düğümleri barındırıyorlarsa, başka bir ifade ile hiçbir bağın iki ucu da aynı grupta değilse, o zaman Deniz Harp Okulu’nun çekirdek problemi çözülmüş demektir. Bu durumda her grupta eşit sayıda, 32 adet düğüm bulunacaktır.

Hertz (1991), Yasaklı Arama yöntemini kullanmak için problemi düğüm gruplama problemi olarak ele almıştır. Toplam 960 düğüm, her birinde 32 düğüm olacak şekilde toplam 30 grubun içine rassal olarak dağıtılmış olsun. Bu gruplar G_1 , G_2 , ..., G_{30} biçiminde gösterilsin. Yasaklı Arama yöntemi için başlangıç çözümü

$x = (G_1, G_2, \dots, G_{30})$ elde edilmiş olur. Muhtemelen her grup içerisinde komşuluk ilişkisi olan (çatışma barındıran) düğümler bulunacaktır. Diğer bir anlatımla muhtemelen aynı grupta yer alan düğüm çiftlerini birleştiren bağlar olacaktır. İki ucu da herhangi bir (i) grubunun içinde kalan bağların kümesi B_i ile, bu kümenin içindeki bağ sayısı da $|B_i|$ ile gösterilsin. Yasaklı Arama yönteminin amaç fonksiyonu,

$$\text{En küçük } f(x) = f(x = (G_1, G_2, \dots, G_{30})) = \sum_{i=1}^{30} |B_i| \quad (3.2)$$

Herhangi bir $x = (G_1, G_2, \dots, G_{30})$ çözümüne komşu bir $x^{\text{komşu}}$ çözümü bulabilmek için $\bigcup B_i$ kümesi içinde yer alan bağların herhangi birinin ucunda yer alan rasgele bir (d) düğümü seçilir. Bu düğüm G_i grubunda yer alıyor olsun: $d \in G_i$. Bu (d) düğümü (i) grubundan alınıp rasgele (j) grubuna konulur. Elde edilen yeni gruplama komşu bir $x^{\text{komşu}} = (G_1^{\text{komşu}}, G_2^{\text{komşu}}, \dots, G_{30}^{\text{komşu}})$ çözümünü gösterir:

$$G_i^{\text{komşu}} = G_i - \{d\}; \quad G_j^{\text{komşu}} = G_j + \{d\}; \quad G_r^{\text{komşu}} = G_r, \forall r = 1, 2, \dots, 30, r \neq i, j \quad (3.3)$$

Başlangıç x çözümünden, $x^{\text{komşu}}$ komşu çözümüne hareket edildiğinde, (d, i) çifti yasak listesine konulur. Bu sayede (d) düğümü belirli bir süre tekrar (i) grubuna dönemez. Bir çözümünden diğerine hareket ettikçe T yasak listesine yeni (d, i) çiftleri eklenecektir. Ancak bir süre sonra bunlar yasak listesinden çıkarılır. Bu amaçla yasak listesinin boyutu sınırlanır. Anılan çalışmada $|T| = 7$ olarak belirlenmiştir. Diğer bir ifade ile yasak listesinde eski grubuna dönmesi yasaklanan 7 düğüm bulunur. Bir çözümünden diğerine hareket ettikçe yer değiştiren düğüm yasak listesine eklenirken, listedeki en eski yasaklı düğüm listeden çıkarılır.

Bir çözüm noktasında iken, üzerine hareket edilebilecek binlerce komşu çözüm noktası bulunabilir. Komşu çözümler V kümesi ile temsil edilir. V kümesinin büyüklüğüne bu problem için pratik bir sınır getirilmelidir. Anılan çalışmada $|V| = N/2$ sınırlaması getirilmiştir. N toplam düğüm sayısını temsil eder.

Bu şekilde çerçevesi çizilen modelde başlangıç çözümüne komşu olan $|V|$ sayıda komşu çözüm elde edilir. Komşu çözüm noktalarından yasak listesinde bulunmayanlar arasında amaç fonksiyonunu en iyi hale getiren komşu nokta üzerine

hareket edilir ve yasak listesi güncellenir. Burada önemli bir ayrıntıya değinmek gerekmektedir. Yasaklı Arama yönteminde bir noktadan diğerine hareket ederken bilinen en iyi çözümü geliştiren komşu nokta olmayabilir. Ancak içlerinden en iyi olanı seçilerek yine de hareket edilir. Bu sayede yerel en küçük çözümlere saplanmak yerine genel en küçük çözüme ulaşma imkanı bulunmaktadır.

Deniz Harp Okulu'nun genişletilmiş çekirdek probleminde bu yöntem uygulanırken, başlangıçta düğümlerin rasgele gruplanması yerine başka bir yol izlenmiştir. Daha iyi bir başlangıç çözümü elde edebilmek için 30 grubun her birinin içine 32 düğüm konulmuştur. Her gruba konulan düğümlerin her birinin birbirinden farklı 32 şube bilgisi taşımasına dikkat edilmiştir. Bu sayede başlangıçta şubeler açısından çakışmalar en aza indirilmekte, dolayısı ile daha düşük bir amaç fonksiyonu değeri ile yola çıkılmaktadır. Ayrıca misafir öğretim üyelerini içeren düğümler onların istedikleri gün ve saate karşılık gelen grupların içine konulmaktadır. İki farklı yasak listesi kullanılmaktadır. Birinci yasak listesinde misafir öğretim üyelerinin düğümlerini gruplarından seçilerek kımıldatılmasını önleyen (d, i) çiftleri bulunmaktadır. Bu değişmeyen yasak listesidir. Ayrıca yukarıda anlatılan biçimde zamanla değişen yasak listesi de kullanılmaktadır. Herhangi bir çözüm noktasında iken komşu çözümlerin sayısı yukarıda olduğu gibi $N/2=960/2=480$ sayısı ile sınırlanmaktadır. Komşu çözümler arasında ikinci yasak listesinde bulunmayanların en iyisi seçilerek onun üzerine hareket edilmektedir. Deniz Harp Okulu genişletilmiş probleminin çözümünde amaç fonksiyonunun değeri 0 olmalıdır.

Yapılan denemelerde genişletilmiş çekirdek problem yasaklı arama yöntemi ile çözülmüştür. Hertz(1991)'in modeli Deniz Harp Okulu'nun genişletilmiş problemidir ve genel karakteri çakışmaların önlenmesidir. Bu sağlanabilmektedir. Ancak yan kısıtlar denilen “şube gruplama”, “ders saati gruplama” ve özellikle öğretim elemanlarına bir boş gün bırakma kısıtlamaları modelin bu durumuyla tatmin edilemez. Ders saati gruplama kısıtlarını tatmin etmek için çizge boyama tekniğinde yapıldığı gibi düğümleri derslerin ikişer saatlik bloklarını temsil edecek şekilde yeniden tanımlamak mümkündür. Ayrıca “artık” ders saatleri de bulunacaktır. Bu durumda düğümleri 30 gruba değil de 15 gruba (zaman dilimine) ayırmak gerekecektir. “Artık” tek ders saatlerini temsil eden düğümler herhangi bir grupta

(zaman diliminde) ya hiç olmamalı, veya çift sayılarda yer almalıdır. Ayrıca hiçbir grupta aynı şube bilgisine sahip olan bir çiftten fazla artık düğüm bulunmamalıdır. Bu sayede ders saati gruplama isteği yerine getirilebilir. Bu koşulları sağlamak için amaç fonksiyonunu biraz değiştirmek gerekir. Eğer (k_{mi}) i. grupta m şubesi bilgisini taşıyan artık dersi temsil eden düğüm sayısı olarak tanımlanırsa, yeni amaç fonksiyonu:

$$f(x) = f(x = (G_1, G_2, \dots, G_{30})) = \left(\sum_{i=1}^{15} |B_i| \right) + F_{derssaatigruplama} \quad (3.4)$$

$$F_{derssaatigruplama} = \left(\sum_{i=1}^{15} \sum_{m=1}^{32} F_{m,i} \right) \quad (3.5)$$

$$F_{m,i} = \begin{cases} 0 & \text{eğer } k_{m,i} = 0 \text{ ise} \\ |k_{m,i} - 2| & \text{değilse} \end{cases} \quad (3.6)$$

Burada bir ayrıntıya dikkat etmek gerekir. Yeni amaç fonksiyonunun değeri en iyi çözümde sıfırdan farklı pozitif bir değer alacaktır. Çünkü aynı şube bilgisine sahip bazı komşu düğümler (artık dersler) aynı grup içine konulmaya zorlanmaktadır.

Ancak “şube gruplama” kısıtlarına gelindiğinde işler zorlaşmaktadır. Şube gruplama kısıtlaması çeşitli sebeplerden doğmaktadır. Örnek olarak “Harekat Taktik” isimli ders ele alınsın. Bu dersi tüm dördüncü sınıf şubeleri (8 şube) almaktadır ve her şubeye haftada 4 saat verilmelidir. Bu durumda haftalık ders yükü toplam 32 saat olmaktadır. Uzmanlık gerektiren bir ders olması ve sadece tek bir öğretim elemanı bulunması nedeniyle, şubelerin (2-2-2-2) biçiminde gruplandırılarak yapılması istenmektedir. Bu sayede tek öğretim elemanının haftalık ders yükü kabul edilebilir bir seviye olan 16 saate inmektedir. Bu durumda herhangi bir saat diliminde “Harekat-Taktik” dersi planlanacağı zaman aynı anda başka bir şubeye daha planlanmalıdır. Bunu sağlayabilmek için bu dersin ikişer saatlik bloklarını temsil eden toplam 16 düğümü 8 grubun içine yerleşmeye zorlamak gerekir. Ayrıca bu düğümler hiçbir grupta ikiden fazla olmamalıdır. Böylece şubeler ikişer ikişer birleşmeye zorlanır. Bunu gerçekleştirmek üzere amaç fonksiyonu yeniden değiştirilmektedir. Bu dersin ikişer saatlik bloklarını temsil eden düğümler

görüldüğü grup sayısı (GS) ile; (i) grubunda bu düğümlerin sayısı ise k_i ile gösterilsin:

$$f(x) = f(x = (G_1, G_2, \dots, G_{30})) = \left(\sum_{i=1}^{15} |B_i| \right) + F_{derssaatigruplama} + F_{subgruplama} \quad (3.7)$$

$$F_{subgruplama} = |8 - GS| + \sum_{i=1}^{15} F_i \quad (3.8)$$

$$F_i = \begin{cases} 0 & \text{eğer } k_i = 0 \text{ ise} \\ |k_i - 2| & \text{değilse} \end{cases} \quad (3.9)$$

Bu şekilde şube birleştirme istenen tüm dersler için $F_{subgruplama}$ fonksiyonunun yazılması ve amaç fonksiyonuna eklenmesi gerekir. Bu sayede hem ders saati birleştirme istekleri hem de şube gruplama istekleri karşılanmış olacaktır. Ancak yapılan çözüm çalışmalarında önemli bir sorunlarla karşılaşmaktadır. Aşağıdaki tabloda yasaklı arama yöntemi ile yapılan çözümün bir bölümü gösterilmektedir.

Tablo 3.2. Yasaklı Arama Çözümü

		KISIMLAR							
GÜN	SAAT	A	B	C	D	E	F	G	H
PAZARTESİ	1	SEYİR-III					SEYİR-III		
	2	SEYİR-III					SEYİR-III		
	3				HİDROST				
	4				HİDROST				
	5				HİDROST				
	6				HİDROST				
SALI	1								
	2								
	3	SEYİR-III							SEYİR-III
	4	SEYİR-III							SEYİR-III
	5								
	6								

Tablo 3.2’de görüldüğü gibi “Seyir-III” dersi için şubeler ikişer ikişer birleştirilebilmektedir. Ancak şubelerin birleşme kompozisyonu her grupta (saat diliminde) farklı olmaktadır. A şubesi Pazartesi günü 1. ve 2. saatte F şubesi birleştirilirken, Salı günü 3. ve 4. saatte bu defa H şubesi ile birleştirilmektedir. Bu

istenmeyen bir durumdur. Diğer yandan D şubesi için “Gemi Hidrostatığı” dersi için ders gruplama işlemi başarılmıştır, ancak iki grup ardı ardına gelerek bir günde aynı dersten 4 saatlik kesintisiz ders planlanmıştır. Bu da Tablo 3.1. de verilen sekizinci kural gereği istenmeyen bir durumdur. Bu eksikliklere ek olarak “öğretim üyelerine boş gün bırakma” isteği de tesadüflere kalmıştır. Bu istekleri de modelin içine sokmaya çalıştıkça amaç fonksiyonu gittikçe karmaşık bir hal alacaktır. Bu karmaşıklık önemli bir tehlikeyi de gündeme getirmektedir. Farklı bileşenlerin toplamı olan amaç fonksiyonu alabileceği en küçük değeri alarak işlem sona ermiş olsun. Bu sonuç, her biri farklı istekleri temsil eden bileşenler içinde bu isteklerden küçük sapmaların bir dengesi olarak ortaya çıkabilir. Oysa öğretim üyelerine boş gün bırakma haricinde hiçbir istekten taviz verilmemektedir.

Konu üzerinde Yasaklı Arama yöntemi ile yapılan çalışmalardan biri de Alvarez-Valdes ve diğ. (1996) tarafından rapor edilmiştir. İspanyol orta dereceli okullarındaki ders çizelgeleme problemini konu alan bu çalışma problemi iki aşamada ele almaktadır. İlk aşamada bir “proje çizelgeleme” modeli tanıtılmaktadır. Burada dersler faaliyetler olarak düşünülmektedir. Bu faaliyetler arasında tıpkı Deniz Harp Okulu probleminde ders bloklarının farklı günlerde yapılması isteğini yansıtan bazı öncelik dereceleri vardır. Faaliyetler (ders-öğretim elemanı eşleştirmeleri) bir liste içinde toplanmaktadır. Faaliyetler, bu liste içinde okulun sisteminden kaynaklanan bazı öncelik derecelerine göre sıralanmaktadır. Sonra listenin en başındaki faaliyet alınıp en baştaki saat dilimine (projenin başlangıç zamanına) yerleştirilmektedir. Bu faaliyetle aynı anda başlayabilecek (aynı öğretim üyesi veya aynı şubeyi ilgilendirmeyen faaliyetler) tespit edilerek hepsi aynı zaman dilimine konulur. Burada ders saati birleştirme ve şube gruplama istekleri de dikkate alınarak yerleştirmeler yapılabilir. Bu şekilde sırayla listedeki bütün faaliyetler proje zaman diyagramı üzerine yerleştirilerek proje çizelgelemesi tamamlanır. Proje çizelgelemesi tamamlandığında öğretim elemanı veya şube açısından hiçbir çakışma içermez. Proje tamamlama süresi eğer 30 zaman birimini aşmıyorsa, o zaman problem kendiliğinden çözülmüş demektir. Ancak genellikle proje tamamlama süresi 30 zaman biriminden daha uzun çıkmaktadır. Bununla beraber ulaşılan bu durum Yasaklı Arama yönteminin başlangıç noktasını oluşturmaktadır.

Bu şekilde oluşturulan proje çizelgelemesi yasaklı arama yöntemi için “x” başlangıç çözüm noktasını temsil eder. Bu çözüm noktasında 30 zaman birimi içine

yerleřtirilemeyen faaliyetler $U(x)$ kümesi ile gösterilsin. Amaç fonksiyonu $U(x)$ kümesinin eleman sayısını en küçük hale getirmektir.

$$\text{En Küçük } f(x) = |U(x)| \quad (3.10)$$

Herhangi bir çözüm noktasında iken komşu çözüm noktalar; $U(x)$ kümesindeki herhangi bir eleman alınıp 30 zaman birimi içinde bir yere yerleřtirilerek elde edilir. Ancak bu eleman 30 zaman birimi içine konulduğunda öğretim elemanı veya şube açısından bir çakışmaya yola açacaktır. Yeni içeri koyulan elemanla bu nedenlerin herhangi biri nedeniyle çakışma yaşayan faaliyetler çizelgeden çıkarılarak $U(x)$ kümesine konulur. Bu şekilde belirlenebilen bütün komşu noktalar arasından amaç fonksiyonunu en iyi değere getiren komşu nokta bulunarak onun üzerine hareket edilir. İçeri giren faaliyet ve yerleřtirildiği zaman dilimi bilgisi (j, t) yasak listesine konulur. Aynı şekilde içeri giren faaliyetle çakıştığı için dışarı alınarak $U(x)$ listesine alınan faaliyet ve çıkarıldıkları zaman dilimi bilgileri de (j, t) çiftleri ile yasak listesine konulur. Bu şekilde $U(x)$ kümesi boşalıncaya kadar sürekli bir yer deęiřtirme işlemi yürütölür.

Deniz Harp Okulu'nun problemi açısından deęiřik bir model içeren bu yaklaşımda karřılařılan en büyük zorluk, tüm dersleri 30 zaman birimi içine sığdırmak olmuřtur. Çünkü Deniz Harp Okulu'nun kuralları anılan modeldeki kurallardan çok daha serttir. Örnek olarak Alvarez-Valdes farklı zaman dilimlerinde farklı şubelerin birleřtirilmesine (sistem gereęi) izin verirken, Deniz Harp Okulu'nda bu asla kabul edilmeyecek bir planlama hatası olarak görölür. Bu isteęi karřılayabilmek için şube gruplarını önceden belirleyip ders yerleřtirme ve yer deęiřtirme işlemlerinde bu grupları blok halinde kullanmak gerekir. Çok sayıda şube gruplama alternatifi olduğundan bunlardan biriyle yola çıkıldığında problem çözümsüz hale gelebilmektedir. Çözümsüzlüğü aşabilmek için ise başka isteklerden taviz vermek gerekir. Örnek olarak, ders gruplama isteęinden belirli dersler için vazgeçildiğinde şube gruplama istekleri karřılanabilmektedir. Yapılan ampirik denemelerde özellikle az sayıda şubenin aldığı ve ders saati az olan derslerde ders birleřtirme isteklerinden vazgeçildiğinde göreceli olarak uygun çözümler bulunabilmektedir. Örnek çözümlerden bir bölümü ařaęıda gösterilmektedir.

Tablo 3.3. Proje Çizelgeleme Modeli Çözümü

		SUBELER							
GÜN	SAAT	A	B	C	D	E	F	G	H
PAZARTESİ	1			ISI TRANS				EMT	
	2								
	3								
	4								
	5	SEYİR-III		ISI TRANS			SEYİR-III	EMT	
	6	SEYİR-III					SEYİR-III		
SALI	1								
	2								
	3	SEYİR-III					SEYİR-III		
	4	SEYİR-III					SEYİR-III	EMT	
	5			ISI TRANS					
	6								

Tablo 3.3.'de görüleceği gibi belirli dersler haftalık planda “saçılmış” durumdadır. Bu istenen bir durum değildir. Bu model esas olarak çatışmaları önlemeye yöneliktir. Ancak yan kısıtlar ve zorunlu olmamasına rağmen çözümün kalitesini belirleyen öğretim elemanlarına boş gün bırakma isteği işin içine girdiğinde model yetersiz kalmaktadır.

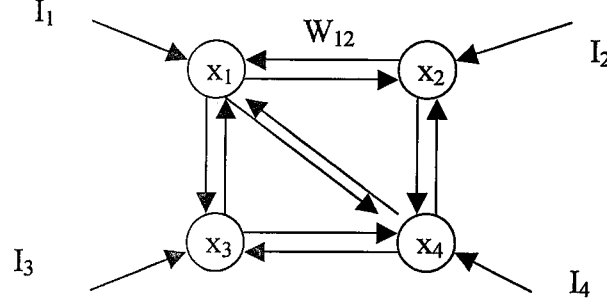
3.2.3. Yapay Sinir Ağları (Neural Networks)

Yapay Sinir Ağları, mühendislik bilimleri problemlerinde son yıllarda adından en çok sözü edilen çözüm yöntemlerinden biridir. Smith ve Gupta (2000) tarafından yapılan literatür çalışması Yöneylem Araştırması açısından yapay sinir ağları ve uygulama alanları hakkında en son bilgileri özetlemektedir. Değişik amaç ve problem türlerine göre çok farklı sinir ağı mimarileri olmasına rağmen en çok bilinen ve kullanılanlar:

- Çok katmanlı ileri beslemeli sinir ağları (multilayered feedforward neural networks)
- Hopfield sinir ağları
- Özdüzenlemeli sinir ağları (self organising neural networks)

Bunlar arasında sıfır-bir programlama problemleri için en uygun olan Hopfield sinir ağlarıdır. Bu sinir ağı modeli Hopfield ve Tank (1985) tarafından önerilmiş ve gezgin satıcı probleminin çözümü üzerine deneysel çalışmalar gösterilmiştir.

Hopfield sinir ağı, sinir hücreleri (neurons) ve bu hücreler arasındaki bağlarla tanımlanmaktadır. Tüm hücreler birbirleri ile paralel bağlarla bağlanırlar. Şekil 3.4.'de dört hücreli bir Hopfield sinir ağı modeli gösterilmektedir.



Şekil 3.4. Hopfield Sinir Ağı Mimarisi

Her sinir hücresi bir diğerini bağlar üzerinden etkilerler. Etkileme şiddeti bağlar üzerinde ağırlık katsayıları ile gösterilir. (x_q) sinir hücresinden çıkıp (x_p) sinir hücresine giren bağın ağırlık katsayısı W_{pq} ile gösterilir. Hücre çiftleri arasındaki bağ ağırlıkları birbirine eşittir: $(W_{pq} = W_{qp})$. Sinir hücreleri sadece 0 veya 1 değerini alabilirler. Hücresinin değeri O_p ile gösterilir. Herhangi bir hücre 0 durumunda iken üzerine gelen etkilerin toplamı belirli bir eşik θ_p değerini aşarsa, durumunu değiştirerek 1 değerini alır; aksi halde durumunu korur. (x_p) hücresinin üzerine gelen etkilerin toplamı, diğer bir ifade ile girdilerinin toplamı, G_p

$$G_p = \left(\sum_{q=1}^N W_{pq} * O_q \right) + I_p \quad (3.11)$$

Burada N hücre sayısını göstermektedir. Tüm (x_p) hücrelerinin ayrıca dışarıdan sabit bir I_p girdisi bulunmaktadır. Sinir ağı kurulur kurulmaz hücreler birbirlerini etkileyerek başlangıçtaki durumlarını değiştirmeye başlarlar. Bu değişimi etkileyen faktörler bağların ağırlıkları, hücrelerin eşik değerleri ve her hücreye dışarıdan yapılan etkilerdir. Bu değişim bir süre devam ettikten sonra ağ kararlı hale gelir. Artık hiçbir hücre durumunu değiştiremez. Bu kararlı hal durumunda sinir ağının enerjisi en düşük düzeyine düşer. Sinir ağının enerjisi, E,

$$E = -\frac{1}{2} \sum_p \sum_q W_{pq} * O_p * O_q - \sum_p I_p * O_p + \sum_p \theta_p * O_p \quad (3.12)$$

Çizelgeleme problemleri sinir ağlarının bu özelliklerinden faydalanılarak çözülmeye çalışılmaktadır. Problemin kısıtlarından faydalanılarak bir enerji fonksiyonu yazılmaktadır. Yazılan enerji fonksiyonu, kısıtlar ihlal edildikçe enerjisi yükselen bir yapıda olmaktadır. Kısıtlar tatmin edildikçe enerji daha düşük seviyeye inmektedir. Dolayısı ile Hopfield sinir ağları aslında cezalandırma fonksiyonu kullanarak dik iniş (steepest descent) yöntemi izleyen bir çözüm yöntemidir. Bu açıdan enerji fonksiyonunun yerel en düşük değerlerine saplanma tehlikesi bulunmaktadır. Çizelgeleme problemi için kurulan sinir ağı ile çözüm algoritması aşağıdaki işlemleri içerir:

Adım-1. Problem kısıtlarına dayanan enerji fonksiyonunu yazınız.

Adım-2. Yazılan bu enerji fonksiyonunu (3.46)'da verilen Hopfield sinir ağları enerji fonksiyonuna eşitleyerek W_{pq} ağırlıklarını tespit ediniz.

Adım 3.1. $k=0$ anında sinir hücreleri için başlangıç değerlerini veriniz

$$O_p(k) = \text{rassal küçük değerler} \quad \forall p$$

Adım 3.2 $k>0$ için, herhangi bir hücre seçilerek,

$$O_p(k+1) = F_h \left(\sum_{q \neq i}^N W_{pq} * O_q + I_p \right)$$

$$F_h(a) = \begin{cases} 1 & \text{eğer } a > \theta_p \\ 0 & \text{eğer } a < \theta_p \\ O_p(k) & \text{eğer } a = \theta_p \end{cases}$$

Adım 3.3 Tüm hücrelerin artık durumlarını değiştirmedikleri kararlı hale gelene kadar Adım 3.2'i icra ediniz. Kararlı hale gelindiğinde işlemi durdurunuz.

Çizelgeleme problemini sinir ağları kullanarak çözebilmek için öncelikle Hopfield ağı kurulmalıdır. Bu amaçla her karar değişkeni için bir sinir hücresi yaratılmaktadır. Bir sonraki bölümde ayrıntılı olarak gösterileceği gibi, Deniz Harp Okulu probleminde 7900 civarında karar değişkeni bulunmaktadır. Bu şekilde birbirine tam bağlı 7900 düğümden oluşan büyük bir sinir ağı ortaya çıkar. X_{ijmt} sinir hücresinde (i) indisi öğretim elemanını, (j) indisi dersi, (m) indisi şube ismini ve nihayet (t) indisi de zaman dilimini temsil etmektedir. Genel sinir ağı gösterimindeki X_p sinir hücresi Deniz Harp Okulu çizelgeleme probleminde X_{ijmt} sembolü ile gösterilmektedir.

Yukarıdaki algoritma izlenerek öncelikle “çekirdek” problem için çözüm araştırılmıştır. Çekirdek problemi oluşturan üç kuraldan ortaya çıkan kısıtlara dayanarak sinir ağının enerjisi yazılacaktır. Bu aşamada sadece çekirdek problem ele alınacaktır. Sinir ağının toplam enerjisi,

$$E_{\text{toplam}} = E_{\text{ogr}} + E_{\text{şube}} + E_{\text{derssaati}} \quad (3.13)$$

(E_{ogr}) enerji bileşeni öğretim elemanları açısından çakışmaları cezalandırır. Herhangi bir öğretim elemanı için aynı saat diliminde farklı şubelerde ders planlanamaz. Bir öğretim elemanının sadece 4E, 4F ve 4G şubelerince alınan “Elektromanyetik Teori” dersini verdiği varsayılın. Öğretim elemanının kodu 7, dersin kodu 3, şubelerin kodları ise sırasıyla 4, 5 ve 6 olsun. Bu durumda,

$$\begin{aligned} i &\rightarrow 7 \\ j &\rightarrow 3 \\ m &\rightarrow 4,5,6 \\ t &\rightarrow 1,2,3,\dots,30 \text{ değerlerini alacaktır.} \end{aligned}$$

Pazartesi günü birinci ders saatinde ($t=1$) bu ders planlanacaksa, öğretim üyesi açısından çakışma yaratmamak için tek bir şubeye planlanmalıdır. Bu zaman dilimi için çakışmaları önleyecek sinir ağı enerji bileşeninin parçası,

$$E_{7,1} = (O_{7341}) * (O_{7351}) + (O_{7341}) * (O_{7361}) + (O_{7351}) * (O_{7361}) \quad (3.14)$$

Aynı öğretim üyesi için Pazartesi ikinci ders saati ($t=2$) için çakışmaları önleyecek enerji bileşeni parçası,

$$E_{7,2} = (O_{7342}) * (O_{7352}) + (O_{7342}) * (O_{7362}) + (O_{7352}) * (O_{7362}) \quad (3.15)$$

Bu bileşen parçaları $t=1,2,3,\dots,30$ için toplandığında sadece 7 numaralı öğretim elemanı için çakışmaları cezalandıran enerji hesaplanmaktadır. Aynı enerji bileşenleri tüm öğretim üyeleri için yazılıp hepsi toplandığında E_{ogr} enerji bileşeni:

$$E_{\text{ogr}} = \frac{A}{2} \sum_{i,t} \sum_{j,m_1} \sum_{j,m_2} O_{i,j,m_1,t} * O_{i,j,m_2,t} \quad (3.16)$$

Aynı şekilde şubeler açısından çakışmalar için enerji bileşeni,

$$E_{\text{şube}} = \frac{B}{2} \sum_{m,t} \sum_{i_1, j_1} \sum_{i_2, j_2} O_{i_1, j_1, m, t} * O_{i_2, j_2, m, t} \quad (3.17)$$

Çekirdek problemdeki son kısıt her dersin o dersi alan şubelere haftalık ders saati kadar planlanması gerektiğini belirtir. Herhangi bir (j) dersinin haftalık ders saati sayısı (DS_j) olsun,

$$E_{\text{derssaati}} = \frac{C}{2} \left[\sum_{i, j, m} \left(\sum_t O_{i, j, m, t} - DS_j \right)^2 \right] \quad (3.18)$$

Algoritmanın ikinci adımında problemin kısıtlarından doğan toplam enerji fonksiyonunu Hopfield sinir ağlarının genel enerji fonksiyonuna eşitleyerek bağ ağırlıkları bulunmaktadır.

$$E_{\text{ogr}} + E_{\text{şube}} + E_{\text{derssaati}} = -\frac{1}{2} \sum_p \sum_q W_{pq} * O_p * O_q - \sum_p I_p * O_p + \sum_i \theta_p * O_p \quad (3.19)$$

Eşik değeri θ_p de tüm hücreler için 0 olarak atanmıştır. Bu durumda katsayılar bir karşılaştırma tablosu ile bulunabilir. Bu tablonun unsurları aşağıda ana hatları ile gösterilmiştir.

- Öğretim elemanı + ders+şube bilgisi aynı olan hücreler arasındaki simetrik bağların ağırlık katsayıları = -C
- Şube+zaman bilgisi aynı olan hücreler arasındaki simetrik bağların ağırlık katsayıları = -B
- Öğretim elemanı + zaman bilgisi aynı olan hücreler arasındaki simetrik bağların ağırlık katsayıları = -A
- Diğer tüm hücreler arasındaki bağların ağırlık katsayısı = 0
- $I_{ijmt} = (DS_j) * C \quad \forall i, j, m, t$

Misafir öğretim üyeleri sadece belirli zaman dilimlerinde planlanacaklarından karşılık gelen ilgili sinir hücrelerinin I_{ijmt} değerleri büyük bir sayıya atanır. Bu sayede o zaman dilimlerinde bu hücrelerin daima 1 değeri alması sağlanır. Aynı

şekilde kesin olarak planlanmayacakları zaman dilimleri için ise I_p değerleri büyük negatif sayılara atanarak daima 0 değeri almaları sağlanır.

Bu ilişkiler ortaya çıkarıldıktan sonra farklı A, B ve C katsayı takımları ile yapılan ilk denemeler cesaret kırıcı olmuştur. Yapılan denemelerin hiçbirinde çekirdek problemin kısıtlarına uygun çözüm bulunamamıştır. Yapılan incelemede, özellikle haftalık ders saatlerinin istenen sayılarda olmasını gerektiren kısıtlamanın tatmin edilmesine rağmen, öğretim elemanı ve şube açısından çakışmaların önüne geçmesi gereken kısıtların küçük değerlerle ihlal edildiği görülmüştür. Bu saptamayla birlikte aşağıdaki ilişkinin kurulmasıyla önemli ilerlemeler kaydedilmiştir.

$$A, B \geq \lfloor \text{EnBüyük} \{DS_j\} \rfloor * C \quad (3.20)$$

Örnek olarak $C=100$, $A=B=500$ değerleri ile yapılan denemelerin yaklaşık her 5 tanesinin dördünde uygun çözüm bulunabilmiştir. Ancak her çalıştırmada çözüm garantisinin olmaması tereddüt yaratmıştır.

Hopfield çözüm yöntemi hakkındaki diğer bir ayrıntı da işlemin sona erdirileceği andır. Çözüm işlemindeki 3.adım sürekli tekrarlanırken enerji fonksiyonunun sıfır değerine düşmesi uygun bir çözüm bulunduğu anlamına geldiği için işlem hemen sona erdirilir. Ancak tüm hücrelerin de ya 0 ya da 1 değerini aldıkları da kontrol edilir. Eğer yerel en küçük değere saplanması nedeniyle ağ kararlı duruma geçtiyse, bunu saptayabilmek için her sinir hücresine yapılan ziyaretlerde beş kez üst üste değerini değiştirmedeği saptandığında işlem sona erdirilmektedir.

Hopfield ağının performansını geliştirebilmek için “Boltzman makinesi” kullanımı araştırılmıştır. Boltzman makinesi, aslında Hopfield sinir ağları ile (metal) tavlama benzetimi (simulated annealing) yöntemlerinin birleştirilmiş halidir. Metaller yüksek ısıdan başlayarak kademeli olarak soğutulduklarında atomlar her seferinde daha düşük enerji seviyelerinde dengeye oturmaktadır. Bu ana fikir, Hopfield sinir ağının yüksek sıcaklıktan başlamak üzere kontrollü olarak soğutulması durumunda en nihayet mümkün olan en düşük sıcaklığa düşürülebileceğini öne sürmektedir. Çözüm yöntemi yukarıda verilen Hopfield sinir ağının çözüm yöntemi ile hemen hemen aynıdır. Farklılıklardan biri, Adım.3.2’de sinir hücrelerinin yeni

değerlerini bulmak için kullanılan F_h kesici fonksiyonu yerine stokastik bir işlem gelmektedir. Ziyaret edilen X_p hücresinin değeri O_p aşağıdaki olasılıkla 1 değerini almaktadır. Hücreye girdilerin toplamı $G_p = (\sum_{q=1}^N W_{pq} * O_q) + I_p$ olmak üzere,

$$P(O_p = 1) = \frac{1}{1 + e^{G_p / T}} \quad (3.21)$$

Burada sinir ağının sıcaklığı T ile gösterilmektedir. Başlangıçta T_0 değeri yüksek bir değer seçilmektedir. Daha sonra k . döngüde,

$$T(k) = \frac{T_0}{\log(1 + k)} \quad (3.22)$$

değerini alacak şekilde kontrollü olarak azaltılmaktadır. Bu yöntemde ayrıca bağ ağırlık katsayılarının da eğitilmesi gerekmektedir. Bunun için işin içine yeni bazı katsayıların da katılmasıyla özel ve karmaşık bazı yöntemlerle ince ayarlar yapılmaya çalışılmaktadır.

Sinir ağları ile ders çizelgeleme probleminin çözümü üzerine literatürde rapor edilen tek çalışma Gislen ve diğ. (1989) tarafından yapılmıştır. Bu çalışmada problem şu şekilde ele alınmaktadır: “ N_t sayıda öğretim elemanı N_j sayıda şubeye, N_m sayıda dershanede N_t sayıda zaman dilimi içinde ders vereceklerdir. Her öğretim elemanı her şubeye mutlaka ve tam bir kez girmelidir. Bu koşul altında derslane, öğretim elemanı ve şube açısından çakışma olmamalıdır.” Çalışmada bu problemin $N=(12,12,12,15)$ boyutlarına kadar çözüldüğü belirtilmektedir. Ancak, görüldüğü gibi gerçek ders çizelgeleme problemlerinden farklı ve steril bir problem ele alınmaktadır. Çözüm yöntemleri, Boltzman makinesinin farklı bir biçimi olan ortalama alan tavlama (mean-field annealing) tekniğidir.

Deniz Harp Okulu’nun genişletilmiş çekirdek problemi üzerine “ders saati gruplama” kısıtlarının kademeli olarak eklenerek Boltzman makinesi yöntemiyle güvenilir çözümler elde edebilmek için deneysel çalışmalar yapılmıştır. Ancak sinir ağlarıyla çözüm yönteminin bağlar üzerindeki ağırlıkların seçimine duyarlı olması, bu ağırlıkların bulunması ile ilgili genel ve sistematik bir yolun bulunmayışı, probleme özgü sezgisel yaklaşımları zorlamaktadır. Özellikle “şube gruplama” ve

“öğretim elemanlarına boş gün bırakma” tipi çoktan seçmeli kısıtların sinir ağı enerji fonksiyonu cinsinden yazılmasında zorluklar yaşanmıştır. Dolayısı sinir ağı ile ancak “çekirdek problem”e çözümler üretilebilmiştir. Ayrıca her çalıştırmada çözüm garantisi de elde edilememiştir.

3.3. Tam Sayılı Programlama Modeli

Ders Çizelgeleme probleminin matematiksel modeli için karar değişkeni:

$$X_{i,j,k,l,m} = \begin{cases} 1 & \text{eğer } i. \text{öğretmen, } j. \text{derse, } k. \text{günü, } l. \text{ders saatinde } m. \text{şubeye planlanmış ise} \\ 0 & \text{değilse} \end{cases}$$

Karar değişkenindeki indisler:

i : Yarıyıl başında mevcut öğretim elemanlarına verilen kodları gösterir. Her yarıyılta değişmekle birlikte yaklaşık 90-95 öğretim elemanı bulunur. Bunların yaklaşık 65-70 tanesi atanmış subay öğretim elemanı, diğerleri çevre üniversitelerden gelen misafir öğretim üyelerinden oluşmaktadır.

j : Şubelerin aldıkları dersleri gösterir. Bazı dersler bütün şubeler tarafından okunurken, bazıları sadece belirli şubelere verilir. Yarıyıllara göre değişmekle birlikte bir yarıyıl başındaki planlamamaya esas yaklaşık 85-90 ders bulunur.

k: Haftanın günlerini gösterir. k= 1,2,..5

l: Gün içindeki ders saati dilimi gösterir. l= 1,2,..6

m: Şubeleri gösterir. Toplam 32 şube olmasına rağmen bu indis 8 değer alabilir. Bu değerler A,B,C,D,E,F,G ve H harfleri ile gösterilir. Her şubenin kaçınıcı sınıfa ait olduğu ise o şubenin aldığı derslerin kodlarından anlaşılır. Bu açıklamalardan sonra problemin matematiksel modeli ise:

$$\sum_{k=1}^5 \sum_{l=1}^6 X_{i,j,k,l,m} = (\text{DersHaftalikSaati})_j \quad \forall i,j,m \quad (3.23)$$

$$\sum_i \sum_j X_{i,j,k,l,m} \leq 1 \quad \forall k,l,m \quad (3.24)$$

$$\sum_j \sum_m X_{i,j,k,l,m} \leq 1 \quad \forall i,k,l \quad (3.25)$$

$$\text{En Büyük } \sum_i \sum_j \sum_k \sum_l \sum_m X_{i,j,k,l,m} \quad (3.26)$$

Her dersin haftada kaç saat yapılacağı bellidir. (3.23) denkleminde verilen kısıt bu şartın yerine getirilmesini sağlamaktadır. Şubelere aynı anda birden fazla ders planlanmaması için (3.24) kısıtı yazılmıştır. Aynı şekilde herhangi bir öğretim elemanına aynı anda birden fazla ders planlanmaması için (3.25.) kısıtı çalışmaktadır. (3.23 - 3.26) modeli ÇEKİRDEK PROBLEMİ temsil etmektedir.

Çekirdek problem, ilk üç çizelgeleme kuralının yerine getirilmesini sağlamaktadır. Öğretim elemanları ve şubeler açısından çakışmaları önlemekte ve derslerin tam olarak belirlendikleri haftalık ders sayısı kadar planlanmasını sağlamaktadır. Ancak diğer istekleri sağlamadığı açıktır. Örnek olarak “Ders Saati Gruplama” zorunluluklarını yerine getiremez. Bilindiği gibi bu kural gereği haftada 4 ders saati verilmesi gereken bir dersin, aynı gün olmamak koşuluyla ikişer saatlik bloklar halinde planlanması gerekmektedir. Oysa yukarıdaki model, bu dersi Tablo 3.4.’de gösterildiği gibi 4 ayrı günde birer saatlik dilimlere planlayabilir.

Tablo 3.4. Ders Saati Gruplama Taleplerindeki Yetersizlik

DERS SAATİ	ÇEKİRDEK PROBLEMİN MUHTEMEL ÇÖZÜMÜ					ARZU EDİLEN ÇÖZÜM ÖRNEĞİ				
	PZT	SALI	ÇRŞ	PRŞ	CUMA	PZT	SALI	ÇRŞ	PRŞ	CUMA
1		FİZİK								FİZİK
2			FİZİK							FİZİK
3				FİZİK			FİZİK			
4					FİZİK		FİZİK			
5										
6										

Çekirdek problemin çözümü ile “Şube Gruplama” isteklerinin karşılanması da büyük tesadüfler dışında mümkün değildir. Bu yetersizliklerinin yanı sıra önemli bir sorun daha vardır. Okulda bir yarıyıl ortalama en az 85 farklı ders 90'den fazla öğretim üyesi tarafından verilmektedir. Bu durumda ;

$$\text{Değişken Sayısı} = i * j * k * l * m = 85 * 90 * 5 * 6 * 8 = 1.836.000$$

Görüldüğü gibi değişken sayısı çok yüksektir. Bununla beraber, bu hesaplama yapılırken her öğretim elemanının her dersi verebileceği ve her şubenin her dersi alacağı varsayılmaktadır. Oysa gerçekte durum böyle değildir, öğretim elemanları ancak kendi alanlarındaki derslere girebilirler. Öğretim elemanı-ders eşleştirmesi de bu prensibe göre önceden yapılmaktadır. Dolayısı ile yukarıdaki modelde birçok değişkenin pratik olarak başlangıçta sıfır değeri alması veya modele hiç katılmaması gerekir. Örnek olarak, "Elektromanyetik Teori" dersinin kim tarafından verileceği önceden kararlaştırılmıştır. Üstelik bu dersi bütün şubeler değil belirli bir sınıftaki belirli şubelerin aldığı da bilinmektedir. Bu dersin indisi 25, dersi alan şubelerin indisleri 12, 13 ve 14; dersi vermesine karar verilen öğretim elemanının indisi 71 ise;

$$X_{ijklm} = 0 \quad \forall j, k, l, m; \quad i = 25 \quad j \neq 71 \quad m \neq 12, 13, 14 \quad \text{olmalıdır.}$$

Ders-öğretim elemanı eşleştirmesi ve derslerin hangi şubelerce alınacağı belli olduğundan bu kombinasyonların dışında kalan değişkenler atıldığında karar değişkeni sayısı 8650-8900 seviyesine düşer. Benzer bir durum da misafir öğretim üyeleriyle ilgili olarak ortaya çıkmaktadır. Misafir öğretim üyeleri derslerini sadece belirli gün ve saatlerde yapmak isterler. Bunu sağlayabilmek için bu öğretim üyeleriyle ilgili karar değişkenlerinden sadece istenen gün ve saatleri içeren değişkenler 1 değerini alabilirler. Diğer bütün değişkenler kesinlikle 0 değerini almalıdır. Başlangıçta sıfır değeri alması gerektiği bilinen tüm bu değişkenler modele alınmadığı takdirde değişken sayısı yaklaşık 7600-7900 seviyesine iner.

Buna rağmen değişken sayısı hala yüksektir. Bu arada, misafir öğretim üyeleriyle ilgili değişkenlerden sadece gelecekleri günlere ait değişkenler modele alınarak diğer günlere ait değişkenlerin silinmesi ile Tablo 3.1'de verilen kuralların sadece ilk üçünün değil, aslında ilk dördünün “çekirdek problem” tarafından yerine getirebileceği anlaşılabılır. Çekirdek probleme laboratuvar derslerinde çakışmaların önlenmesi (Tablo 3.1. Kural-5) ile ilgili bir kısıt eklenebilir.

$$\sum_{k=1}^5 \sum_{l=1}^6 X_{i,j,k,l,m} \leq 1 \quad \forall i,j,m; \quad j \in Q_{LAB}, i \in Q_{LABOGR}, m \in Q_{LABSUB} \quad (3.27)$$

Burada (Q_{LAB}) aynı laboratuvarı kullanan uygulama dersleri kümesini göstermektedir. Bu dersleri veren öğretim elemanlarını (Q_{LABOGR}) kümesi, ve bu dersleri alan şubeler kümesini de (Q_{LABSUB}) temsil etmektedir.

Bu yeni kısıtın eklenmesiyle (3.23 - 3.27) denklemlerinin oluşturduğu yeni model GENİŞLETİLMİŞ ÇEKİRDEK PROBLEME cevap vermektedir. Genişletilmiş çekirdek problemde artık ilk beş kural yerine getirilebilir duruma gelmektedir. Ancak değişken sayısının yüksek olmasının yanı sıra, hala diğer kurallar konusunda yetersizlik sürmektedir. Bu noktada, hem hala tatmin edilemeyen “ders saati gruplama” kuralını karşılayabilmek, hem de değişken sayısını düşürülebilmek için bir gün içindeki 6 ders saati ikişer saatlik bloklar halinde düşünülmüş, sanki günde 3 blok ders saati yapılacak şekilde bir yaklaşım getirilmiştir. Bu düşünce ile hem ders saatlerinin ardışık olarak planlanması otomatik olarak halledilecek, hem de değişken sayısında yarı yarıya düşüş kaydedilecektir.

Ancak bu yeni yaklaşım önemli kolaylıklar sağlamasının yanı sıra, beraberinde yeni sorunlar da getirmektedir. Çünkü haftalık ders saati “tek sayı” olan dersler bulunmaktadır. Örneğin haftalık ders saati 3 olan bir dersin iki saati bir blokta düşünüldüğünde geriye kalan "artık" bir ders saati bu yaklaşımla nasıl bağdaştırılacaktır? Bu sorunun yanıtı, okulda uygulanan sistemde saklıdır. Daha önceki bölümde anlatıldığı gibi, her şube haftada toplam 30 saat ders almaktadır. O halde bu çeşit "artık" ders saatlerinin sayısı da çift olmalıdır. Bu durumda "artık" ders saatlerini ikişer-ikişer çiftleştirmek ve bunları yapay dersler olarak düşünmek mümkündür. Kısaca haftalık ders saati 2 olan yapay dersler yaratılmakta ve yukarıdaki blok ders kavramına uyum sağlanmaya çalışılmaktadır.

Bu düşünce tarzı birinci sınıf için uygulandığında hiçbir sorunla karşılaşmamaktadır. Daha önceki bölümde bahsedildiği gibi, birinci sınıfta toplam 8 şube bulunmakta ve hepsi ortak dersler almaktadır. Bu dersler arasında haftalık ders saati tek sayı olan dersler Tablo 3.5.'de verilmiştir.

Tablo 3.5. Birinci Sınıfta Haftalık Ders Saati Tek Sayı Olan Dersler

Ders Adı	Haftalık Ders Saati
Fizik-1	3
Ekonomi	3

Buna göre ikişer saatlik bloklar oluşturulmak istendiğinde Tablo 3.6.'de verilen aşağıdaki durum ortaya çıkmaktadır.

Tablo 3.6. Birinci Sınıfta Artık Derslerin Birleştirilmesi

Ders Adı	Haftalık D/S	Açıklama
Fizik-1	2	Fizik-1 dersinin ilk 2 saatlik bölümü
Ekonomi	2	Ekonomi dersinin ilk 2 saatlik bölümü
YAPAY-1	2	Fizik ve Ekonomi derslerinin artık saatlerinin birleşmesi

Ancak ikinci, üçüncü ve dördüncü sınıflarda "artık" ders saatlerinin çiftleştirilerek yeni yapay derslerin yaratılmasında belirgin bazı zorluklar ortaya çıkmaktadır. Bu zorlukları açıklayabilmek için ikinci sınıfın dersleri planlanırken artık ders saati yaratan dersler Tablo 3.7.'de gösterilmektedir.

Tablo 3.7. İkinci Sınıfta Haftalık Ders Saati Tek Sayı Olan Dersler

Kısım	"Artık" Ders Saati Doğuran Dersler
A (END. MÜH.)	GM. İDARESİ + YAB. DİL + G. İNŞA. + E.M. GİRİŞ
B (END. MÜH.)	GM. İDARESİ + YAB. DİL + G. İNŞA. + E.M.GİRİŞ
C (MAK. MÜH.)	GM. İDARESİ + YAB. DİL + MK.RES. + STATİK
D (GEMİ İNŞA MÜH.)	GM. İDARESİ + YAB. DİL + GM.RES. + STATİK
E (ELN. MÜH.)	GM. İDARESİ + YAB. DİL + G.İNŞA. + ELKOPTİK.
F (İLETİŞİM MÜH.)	GM. İDARESİ + YAB. DİL + G.İNŞA. + ELKOPTİK.
G (KONT. MÜH.)	GM. İDARESİ + YAB. DİL + G.İNŞA. + ELKOPTİK
H (BİL. MÜH.)	GM. İDARESİ + YAB. DİL + G.İNŞA.+ PROG.DİL.

Her şube için dört "artık" ders ikişer ikişer birleştirilmelidir. Ancak rastgele seçimlerle bu birleştirmeleri yapabilmek kolay değildir. Çünkü birleştirmeler üzerinde bazı kısıtlamalar bulunmaktadır. Dikkat edilirse "Gemi İdaresi" ve

"Yabancı Dil" dersleri tüm şubeler için ortaktır. Diğer iki ders ise şubelere göre değişmektedir. Ortak olan bu iki ders tüm şubelere verildiğinden öğretim üyesi sıkıntısı ve diğer başka nedenlerle şubelerin birleştirilmesi istenmektedir. Kararlaştırılan şube birleştirme biçimleri Tablo 3.8.'de verilmiştir.

Tablo 3.8. Şube Birleştirme İstekleri

Ders	Şube Birleştirme Şekli	Açıklama
Gemi İdaresi	2-2-1-1-1-1	Toplam 8 şubenin 4 tanesi birer birer, diğer 4 tanesi ikişer şube olarak dersi alacaktır.
Yabancı Dil	3-3-2	Toplam 8 kısımdan 6 tanesi üçer üçer , 2 tanesi de ikişer olarak dersi alacaktır.

Diğer bir ifade ile, bu dersler “artık” ders saatleri yarattıkları için “ders saati gruplama” isteğinin hedefi iken aynı anda “şube gruplama” isteği de yaşanmaktadır. Bu iki isteği aynı anda karşılayan birleştirmelerinin yapılması gerekir. Yukarıdaki verilere göre örnek uygun bir artık ders birleştirme planının bir parçası Tablo 3.9’da verilmektedir. Bu tabloda artık ders saatlerini birleştirme planının bir parçası görülmektedir. A, B, C ve D şubeleri için işlem tamamlanmış gibi görünmektedir. Ancak diğer 4 şubeyi tamamlayabilmek için pek o kadar kolay olmayacaktır. Çünkü aynı zaman diliminde hem şubeler istendiği biçimde gruplanmalıdır, hem de artık dersler ikişer ikişer birleştirilmelidir. Tablo 3.9. sadece ikinci sınıf içindir. Üçüncü ve dördüncü sınıflara ait “artık” ders saati birleştirme sorunu da katıldığında başlı başına ayrı bir problemle karşılaşılacaktır. Ancak bu durum çok önemli bir avantajı da beraberinde getirmektedir. İlerleyen bölümlerde de görüleceği üzere “ders saati gruplama” ve “şube gruplama” istekleri Deniz Harp Okulu çizelgeleme probleminin en zor kısmıdır. Yukarıdaki durumda bu istekler aynı anda yaşanmaktadır. Ancak sadece artık ders saatleri ile uğraşıldığından çok daha az değişken sayısı vardır. Bu problem bir alt-problem olarak ele alınıp çözüldüğü takdirde genel problem için önemli bir rahatlama sağlanmış olacaktır.

Tablo 3.9. Örnek Şube ve Ders Saati Gruplama

Zaman Dilimi	Artık Ders Saati	Birleştirmeler							
		A	B	C	D	E	F	G	H
t ₁	Gemi İdaresi	■	■	■					
	Yabancı Dil		■		■		■		
	End.Müh.Giris	■							
	Gemi İnsa		■						
	Statik			■					
	Gemi Resmi				■				
	Makine Resmi								
	ElektroOptik						■		
	İleri Programlama								
t ₂	Gemi İdaresi	■	■		■				
	Yabancı Dil	■		■					
	End.Müh.Giris		■						
	Gemi İnsa	■							
	Statik				■				
	Gemi Resmi								
	Makine Resmi			■					
	ElektroOptik								
	İleri Programlama								

Alt problemde aslında artık dersler birleştirilerek ikişer saatlik yapay blok dersler üretilcektir. Bu esnada “şube birleştirme” istekleri de karşılanmaya çalışıldığından birleştirmeler zaman boyutu da dikkate alınarak çözülecektir. Bu sayede alt problemde çıkan yapay ders blokları ve şube birleştirme biçimleri genel problemde çakışmalara yol açmayacaktır.

3.3.1 Alt Problem

Alt problemde sadece artık ders saatleri ele alınmaktadır. Y_{ijklm} değişkeni artık ders saatlerini gösteren karar değişkenidir. Burada (j) indisi artık ders saatini yaratan dersin ismini, (i) indisi bu dersi veren öğretim elemanını, (m) indisi ise bu dersi alan şubeleri göstermektedir. Haftanın gününü (k) indisi gösterirken, gün

içindeki ikişer saatlik ders bloklarını (1) indisi temsil edecektir. Dolayısı ile (1) indisi artık $l=1,2,3$ değerlerini alacaktır.

$$Y_{i,j,k,l,m} = \begin{cases} 1 & \text{eğer } i.\text{öğretmen}, j.\text{derse } k.\text{gün } l.\text{ders bloğunda } m.\text{kısma planlanmış ise} \\ 0 & \text{değilse} \end{cases}$$

Öncelikle her artık ders saati mutlaka ama sadece bir kere planda yer almalıdır.

$$\sum_{k=1}^5 \sum_{l=1}^3 Y_{i,j,k,l,m} = 1 \quad \forall (i,j,m) \in Q \quad (3.28)$$

Q kümesi geçerli (i, j, m) üçlülerinden oluşmaktadır. İki artık ders saati herhangi bir ders saati bloğunda aynı anda bulunmaya zorlanmalıdır. Ders saati blokları ikişer saatten oluştuğundan, artık dersler aynı blokta yer aldıklarında ardışık olarak birleşmiş olacaklardır.

$$\sum_i \sum_j 0.5 Y_{i,j,k,l,m} + \sum_p L_p = 1 \quad \forall m,k,l \quad (3.29)$$

Yukarıdaki (3.29) denkleminde L_p değişkeni, problem açısından herhangi somut bir anlamı olmayıp sadece amaca hizmet eden yapay bir “sıfır-bir” değişkenidir. Bu kısıtın nasıl çalıştığını göstermek üzere bir kısmı açık olarak yazılacaktır. Tablo 3.7.’deki verilere göre 2A şubesinin artık dersleri 4 tanedir. Bu dersler ve dersleri veren öğretim elemanları ile ilgili kodların aşağıdaki Tablo 3.10.’deki gibi olduğu varsayalım:

Tablo 3.10. Örnek Artık Dersler ve Öğretim Elemanları

Dersler	Ders Kodu	Öğretim Elemanı Kodu
Yabancı Dil	1	1
Gemi İdaresi	2	2
End.Müh.Giris	3	3
Gemi İnşa	4	4

$$0.5 Y_{1111A} + 0.5 Y_{2211A} + 0.5 Y_{3311A} + 0.5 Y_{4411A} + L_1 = 1 \quad (3.30)$$

$$0.5 Y_{1112A} + 0.5 Y_{2212A} + 0.5 Y_{3312A} + 0.5 Y_{4412A} + L_2 = 1 \quad (3.31)$$

$$0.5 Y_{1113A} + 0.5 Y_{2213A} + 0.5 Y_{3313A} + 0.5 Y_{4413A} + L_3 = 1 \quad (3.32)$$

$$0.5 Y_{1121A} + 0.5 Y_{2221A} + 0.5 Y_{3321A} + 0.5 Y_{4421A} + L_4 = 1 \quad (3.33)$$

$$0.5 Y_{1122A} + 0.5 Y_{2222A} + 0.5 Y_{3322A} + 0.5 Y_{4422A} + L_5 = 1 \quad (3.34)$$

$$0.5 Y_{1123A} + 0.5 Y_{2223A} + 0.5 Y_{3323A} + 0.5 Y_{4423A} + L_6 = 1 \quad (3.35)$$

(3.30 - 3.32) kısıtlarının gün ve saat indisleri sırasıyla Pazartesi gününün 1.,2., ve 3.ders saati bloklarını temsil etmektedir. Salı gününe ait ders saati blokları ise (3.33-3.35) denklemlerinde bulunmaktadır. Bu kısıtlar devam ederek hergün için yazılmalıdır. Y artık ders saatlerinin bu bloklardan birinde ikişer ikişer birleşmeye nasıl zorlandığını anlamak için (3.28) kısıtının da beraber çalıştığı unutulmamalıdır. Anılan kısıt Y değişkenlerinden öğretim elemanı ve ders eşleşmeleri farklı olmak üzere her birinden sadece bir tanesinin 1 değeri almasını zorlamaktadır. Bu durumda (3.30 -3.35) denklemleri içinde sadece 4 tane Y değeri 1 değerini alacaktır. Bu denklemlerden herhangi bir satırda bir Y değişkeni 1 değerini alacaksa, o zaman ilgili L değişkeni mutlaka 0 değerini almalıdır. O halde eşitliği sağlayabilmek için o satırda mutlaka başka bir Y değişkeni 1 değerini almalıdır. Bu şekilde iki artık ders saati aynı ders saati bloğu içinde yer almaya zorlanarak ardışık birleşme sağlanmaktadır.

Alt problemin asıl amacı işte bu artık dersleri aynı blokta ardışık olarak birleştirmektir. Ancak aynı anda “şube gruplama” istekleri de yaşanmaktadır. Bu isteği de yerine getirebilmek için aşağıdaki kısıt takımı yazılmaktadır:

$$\sum_j \sum_m Y_{i,j,k,l,m} - \sum_p s K_p = 0 \quad \forall i,k,l \quad (3.36)$$

$$\sum_p K_p = t \quad (3.37)$$

Bu denklem takımı, şubeleri istenen sayıda eşit elemanlı gruplar halinde birleştirir. Örnek olarak “Gemi İdaresi” dersi 8 şube tarafından da alındığı için toplam ders yükünü azaltmak için şubelerin (2-2-2-2) biçiminde eşit gruplar halinde birleştirilmesi istenmiş olduğu varsayılmış olsun. Bu durumda her birinde 2 şube olacak şekilde 4 grup istenmektedir. Yukarıdaki denklem takımında (s) katsayısı böyle eşit elemanlı gruplardaki eleman sayısını temsil eder. Grup sayısı ise (t) katsayısı ile ele alınmaktadır. K_p değişkeni de yine herhangi bir somut anlamı olmayan "sıfır-bir" tipinde bir değişkendir. Bu denklem takımının Gemi İdaresi dersi üzerinde nasıl çalıştığını göstermek üzere açık olarak yazılacaktır. Hatırlanacağı üzere Gemi İdaresi dersinin kodu 2 ve dersin öğretim elemanının kodu ise 2 idi:

$$Y2211A + Y2211B + Y2211C + Y2211D + Y2211E + Y2211F + Y2211G + Y2211H - 2K1 = 0 \quad (3.38)$$

$$Y2212A + Y2212B + Y2212C + Y2212D + Y2212E + Y2212F + Y2212G + Y2212H - 2K2 = 0 \quad (3.39)$$

$$Y2213A + Y2213B + Y2213C + Y2213D + Y2213E + Y2213F + Y2213G + Y2213H - 2K3 = 0 \quad (3.40)$$

$$Y2221A + Y2221B + Y2221C + Y2221D + Y2221E + Y2221F + Y2221G + Y2221H - 2K4 = 0 \quad (3.41)$$

.....

$$K1 + K2 + K3 + K4 + K5 + K6 + K7 + K8 + K9 + ... + K15 = 4 \quad (3.42)$$

Son denklem 4 ayrı K değişkenini 1 değerini almaya zorlamaktadır. O halde 4 ayrı satırda K değeri 1 olacaktır. Herhangi bir satırda K değişkeni 1 olduğunda katsayısı 2 olduğundan eşitliği sağlamak için iki ayrı Y değişkeni de 1 olmak zorundadır. Bu Y değişkenlerinden herbiri aynı dersi alan farklı şubeleri temsil ettiğinden aynı ders saati bloğunda iki şube birleşmiş olacaktır. Üstelik (3.28) denklemiyle beraber düşünüldüğünde hep aynı şubeler birleşmiş olacaktır. Örnek olarak (3.40) denkleminde Y2213A ve Y2213C değişkenleri 1 değerini alarak A+C şube gruplamasını sağlamış olsun. Başka bir satırda A veya C şubelerine ait hiçbir Y değişkeni artık 1 değerini alamaz, çünkü (3.28) kısıtı bunu yasaklamaktadır.

birleřtirirken hep aynı řubelerin birleřtirilmesi de ok nemli bir durumdur ve ilerleyen blmlerde bu noktaya yeniden temas edilecektir.

(3.36 – 3.37) denklem takımı řubeleri istenen sayıda eřit elemanlı gruplar halinde birleřtirir. Oysa řube birleřtirme istekleri her zaman eřit sayıda eleman ieren gruplar halinde olmayabilir. rneėin Gemi idaresi dersi iin aslında (2-2-2-2) biiminde deėil de (2-2-1-1-1-1) biiminde bir gruplama istenmektedir. Yukarıda yazılan denklem takımları bu iřteėi yerine getiremez. Aynı řekilde Yabancı Dil dersinde de (3-3-2) biiminde eleman sayısı eřit olmayan  grup istenmektedir. Eleman sayısı eřit olmayan řube gruplamaları iin genel bir kısıt takımı ařaėıdaki gibi yazılabilir:

$$\sum_j \sum_m Y_{i,j,k,l,m} - \sum_p s K_p + \sum_p M_p = 0 \quad \forall i,k,l \quad (3.43)$$

$$\sum_p K_p = t ; \quad \sum_p M_p = r \quad (3.44)$$

Burada K_p ve M_p deėiřkenleri somut bir anlamı olmayan “sıfır-bir” tipinde yardımcı yapay deėiřkenlerdir. Grup sayısını (t) katsayısı, en byk gruptaki řube sayısını (s) katsayısı temsil eder. Kk grup ile byk grup arasındaki eleman sayısı farkını ise (r) katsayısı tutmaktadır. rnek olarak, (3-3-2) biimindeki řube gruplama iřteėi iin grup sayısı $t=3$; byk gruptaki řube sayısı $s=3$; ve kk gruptaki eleman sayısı ile s arasındaki fark $r=1$ yazılmalıdır. Burada byk gruptaki eleman sayısı ile kk gruptaki eleman sayısının birden fazla olamayacaėı varsayılmaktadır. Gerek yařamda da bu varsayım doėrudur. nki 8 řubeyi ders yk nedeniyle  grupta birleřtirmek gerektiėinde (6-1-1) veya (4-2-2) yerine (3-3-2) biiminde birleřtirilmesi gerekir. Aksi halde 6 řubenin birden ders yapabileceėi dersane yoktur.

Son olarak řube birleřtirilmeden řubelerde tek tek yapılması gereken dersler iin ėretim yesi aısından akıřmaların nlenmesi kısıtı da eklenmelidir.

$$\sum_j \sum_m Y_{i,j,k,l,m} < 1 \quad \forall i,k,l \quad (3.45)$$

Amaç fonksiyonu da,

$$\text{En büyük } \sum_i \sum_j \sum_k \sum_l \sum_m Y_{i,j,k,l,m} \quad (3.46)$$

Bu aşamada alt problem tamamlanmaktadır. Alt probleme sadece derslerin artık ders saatleri alınmaktadır. Alt problemin çözümü ile bunlar zaman ekseni de dikkate alınarak uygun biçimlerde ardışık zaman dilimlerinde birleştirilmekte ve yapay blok dersler ortaya çıkarılmaktadır. Bu arada şube birleştirme istekleri de yerine getirilmektedir. Örnek olarak Yabancı Dil dersi ikinci sınıfta her şubeye haftada 3 saat verilmektedir. Her şube için birer artık ders saati alt problemde başka artık derslerle birleştirilmekte, bu arada da aynı anda 3 veya 2 şubeye birden Yabancı Dil derslerinin planlanabilmesi için şubelerin nasıl birleştirilmesi gerektiği de ortaya çıkarılmaktadır. Alt problemin çözümünün sonuçları Ana probleme gönderilmektedir.

3.3.2. Ana Problem

Genel problemin çözümü için öncelikle tüm derslerin haftalık ders saatleri ikişer saatlik bloklar biçiminde düşünülmektedir. Artık ders saatleri alt probleme gönderilerek onların uygun birleşmelerinden oluşan yapay blok dersler geri alınmaktadır. Bu arada alt problemde şube birleştirme istekleri de yer alırsa şubelerin nasıl birleştirilmesi gerektiği bilgisi de alt problemden alınmaktadır. Bundan sonra beklemekte olan blok dersler ile alt problemden gelen yapay blok dersler bir arada düşünülerek ana problemin çözümüne geçilmektedir.

Ana problemin karar değişkeni X_{ijklm} ile gösterilecektir. Her karar değişkeni ikişer saatlik ders bloklarını temsil edecektir. Öncelikle haftalık ders saati kısıt yazılacaktır.

$$\sum_{k=1}^5 \sum_{l=1}^3 X_{i,j,k,l,m} = (HDS)_j \quad \forall (i,j,m) \in Q \quad (3.47)$$

Q kümesi geçerli (i, j, m) üçlülerinden oluşmaktadır. HDS sabiti ise her (j) dersine göre değişmektedir. Herhangi bir D dersinin bu dersi alan her şubeye haftalık ders

saati sayısı 5 olsun. Bu 5 saatlik ders saatinin ikişer saatleri iki blok halinde düşünülebilir. Geriye kalan artık ders ise alt probleme gönderilerek orada başka bir artık dersle birleşecek ve yapay bir blok oluşturacaktır. Bu blok ders DY olarak adlandırılırsa, D dersi için HDS=2 ve DY yapay dersi için HDS= 1 olmalıdır.

İkinci kısıt, şubeler açısından çakışmaların önlenmesi için yazılacaktır. Bir şubeye herhangi bir anda sadece tek bir blok ders planlanabilir:

$$\sum_i \sum_j X_{i,j,k,l,m} \leq 1 \quad \forall k,l,m \quad (3.48)$$

Yukarıdaki toplamda (i , j) çiftleri yönetim tarafından belirlenmiş geçerli eşleştirmelerdir. Üçüncü kısıt ise, öğretim üyeleri açısından çakışmaları önlemek üzere yazılmaktadır. Q kümesi öğretim üyesinin verdiği ders/dersler ile bu derslerde artık ders saatleri oluşmuşsa alt problemde gelen yapay dersin de dahil olduğu dersler kümesi olmak üzere,

$$\sum_{j \in Q} \sum_m X_{i,j,k,l,m} \leq 1 \quad \forall i,k,l \quad (3.49)$$

Burada da (j,m) çiftleri okulun müfredatında gösterilen geçerli çiftler olmalıdır. Dördüncü ve beşinci kısıt ise artık ders saati olmayan derslerde şube gruplama isteklerini yerine getirmek için yazılmaktadır. Bu kısıtlar alt problemde anlatıldığı yapıdadır. Sadece (3.36 - 3.37) ve (3.43 - 3.44) kısıt takımlarında sadece Y_{ijklm} yerine X_{ijklm} yazılmalıdır. Eğer şubelerin (2-2-2-2) biçiminde eşit gruplar halinde birleştirilmesi isteniyorsa;

$$\sum_j \sum_m X_{i,j,k,l,m} - \sum_p s K_p = 0 \quad \forall i,k,l \quad (3.50)$$

$$\sum_p K_p = t \quad (3.51)$$

Şube birleştirme istekleri her zaman eşit sayıda eleman içeren gruplar halinde olmayabilir. Örneğin Gemi idaresi dersi için (2-2-2-2) yerine (2-2-1-1-1-1)

biçiminde bir gruplama istenmektedir. Aynı şekilde Yabancı Dil dersinde de (3-3-2) biçiminde eleman sayısı eşit olmayan üç grup istenmektedir. Eleman sayısı eşit olmayan şube gruplamaları için genel bir kısıt takımı:

$$\sum_j \sum_m X_{i,j,k,l,m} - \sum_p s K_p + \sum_p M_p = 0 \quad \forall i,k,l \quad (3.52)$$

$$\sum_p K_p = t ; \quad \sum_p M_p = r \quad (3.53)$$

(3.50 - 3.51) ve (3.52 - 3.53) kısıt takımları, ana problemin dördüncü ve beşinci kısıtları olup şube gruplama isteklerini karşılamak üzere tasarlanmışlardır. Bu denklemlerde K_p ve M_p değişkenleri somut bir anlamı olmayan “sıfır-bir” tipinde yardımcı yapay değişkenlerdir. Şube grup sayısını (t) katsayısı, en büyük gruptaki şube sayısını (s) katsayısı temsil eder. Küçük grup ile büyük grup arasındaki eleman sayısı farkını ise (r) katsayısı tutmaktadır.

Bu ilk beş kısıt grubu Tablo 3.1’de verilen çizelgeleme isteklerinden zorunlu olan ilk yedi kuralın yerine getirilmesini sağlar. Sekizinci zorunlu kural bir dersin ikişer saatlik bloklarının aynı gün yapılmamasını istemektedir. Haftalık ders saati üç ve daha yukarı olan (j) dersleri için her şube için geçerli olmak üzere günde aynı dersten iki saatlik bir bloktan fazlasının planlanması engellenmelidir. Bunu sağlamak üzere,

$$\sum_{(i,j)} \sum_{l=1}^3 X_{i,j,k,l,m} \leq 1 \quad \forall j,k,m \quad (3.54)$$

Dokuzuncu kural, seçilmiş bazı derslerin sabah saatlerine planlanmasını istemektedir. Diğer bir ifade ile $l=3$ (öğleden sonraki ders saati bloğu) için bu derslerin planlanmaması istenir. Belirtilen dersler için bu kuralı zorla uygulamaya yönelik kısıtlar kolaylıkla yazılabilir. Ancak pratik olarak bu kısıtlar Deniz Harp Okulu problemini çözümsüz hale getirmektedir. Bunun yerine, böyle (j) derslerini ilgilendiren karar değişkenlerinde $l=3$ olanlar amaç fonksiyonunda negatif katsayı ile yazılmaktadır. Bu sayede problemi çözümsüz kılmadan, ama bu kurala mümkün

olduğunca uyan bir çözüm elde edilmeye çalışılmaktadır. Onuncu ve son kural ise öğretim elemanlarına boş gün bırakma isteğidir. Belirli bir (i) öğretim üyesi için,

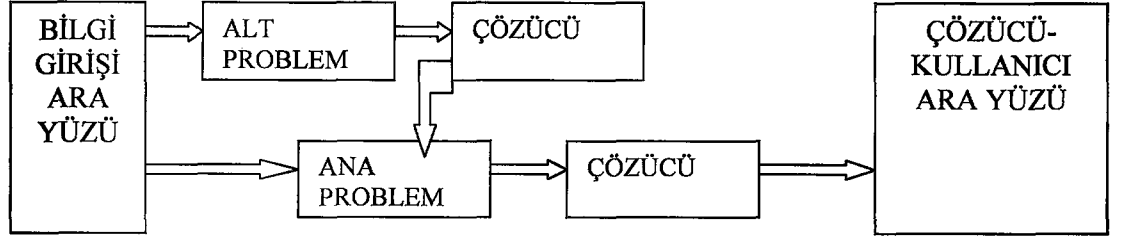
$$\sum_{j \in Q} \sum_m \sum_{l=1}^3 X_{i,j,k,l,m} - 3P_k \leq 3 \quad \forall k \quad (3.55)$$

$$\sum_{k=1}^5 P_k = 1 \quad (3.56)$$

Yukarıdaki denklem takımında Q kümesi öğretim üyesinin verdiği ders/dersler ile bu derslerde artık ders saatleri oluşmuşsa alt problemden gelen yapay dersin de dahil olduğu dersler kümesidir. (3.55 - 3.56) denklem takımı ile istenen öğretim elemanına bir gün boş bırakılabilmektedir. Ancak tüm öğretim elemanları için boş gün bırakmak pratik olarak mümkün değildir. Askeri çevrede kıdem daha önemli olduğundan en üst kıdemli öğretim elemanından başlamak üzere belirli öğretim elemanlarından oluşan takımlarla bu kısıtlar yazılmaktadır. Problem çözümsüz çıktığında en alttaki öğretim elemanı için yazılan kısıtlar silinmekte ve nihayet bir çözüm bulunmaktadır. Tüm kısıtlardan sonra amaç fonksiyonu da aşağıdaki biçimde yazılmaktadır:

$$\text{En Büyük } \sum_i \sum_j \sum_k \sum_l \sum_m X_{i,j,k,l,m} \quad (3.57)$$

Deniz Harp Okulu ders çizelgeleme problemi yukarıda anlatılan tam sayılı programlama modeli ile çözülmüştür. Ancak belirli zorluklarla karşılaşmaktadır. Bu zorlukların birincisi çözüm zamanı ile ilgili zorluklardır. Alt problem göreceli olarak küçük bir problem olduğundan çözüm zamanı fazla değildir. Alt problem 800-950 değişken içermektedir. 32 MB Pentium II bilgisayarlar üzerinde bu problem için en uzun çözüm süresi 20 dakikayı geçmemiştir. Ancak ana model 3100-3400 değişken içermektedir. Çözüm süresi de oldukça uzun olup 32 MB Pentium II bilgisayarlar 2.5-6 saat arasında, yeni 64 MB bilgisayarlar ise 2-4.5 saat arasındadır. Çözüm için ticari bir yazılım olan LINDO programı kullanılmıştır. Tam sayılı programlama modeli ile problemi çözebilmek için takip edilen işlemler Şekil 3.5’de ana hatları ile gösterilmiştir.



Şekil 3.5. Tamsayı Programlama Modeli Çözüm Aşamaları

Problemin girdilerini alabilmek amacıyla Excel ortamında makrolar yardımıyla basit ara yüzler yazılmıştır. Şekil 3.6.'de örnek veri giriş formlarının biri görünmektedir.

Şekil 3.6. Veri Giriş Formları

Veri girişleri tamamlandığında bu bilgiler işlenerek önce “alt problem” ortaya çıkarılmakta ve çözücünün istediği biçime dönüştürülmektedir. Şekil 3.7’de çözücüye gönderilmeye hazırlanan alt problemin bir parçası gösterilmektedir.

Şekil 3.7. Tamsayı Programlama Modeli

Alt problemin sonuçları diğer verilerle birleştirilerek ana problem derlenmekte ve yeniden çözüciye gönderilmektedir. Çözücünden alınan ana problem çözümünün bir bölümü Şekil 3.8.'de verilmiştir. Bu çözüm daha sonra uygun biçimde işlenerek Tablo 3.11-3.12'de gösterildiği gibi herkesin anlayacağı ders çizelgeleri haline dönüştürülmektedir.

VARIABLE	VALUE	REDUCED COST
A3611	1.000000	-1.000000
AB3812	1.000000	-2.000000
A4113	1.000000	-1.000000
A4121	1.000000	-1.000000
A3722	1.000000	-1.000000
A5923	1.000000	-1.000000
AG3931	1.000000	-2.000000
AE6432	1.000000	-5.000000
AG4033	1.000000	-3.000000
AB6741	1.000000	-2.000000
AB4342	1.000000	-2.000000
AB4443	1.000000	-2.000000
A3751	1.000000	-1.000000
A4252	1.000000	-1.000000
AB3853	1.000000	-2.000000
BE3911	1.000000	-2.000000
B5913	1.000000	-1.000000
B3621	1.000000	-1.000000
B4122	1.000000	-1.000000
B3723	1.000000	-1.000000
BE4031	1.000000	-2.000000
B4233	1.000000	-1.000000
B4151	1.000000	-1.000000
E3752	1.000000	-1.000000

Şekil 3.8. Tamsayı Programlama Modeli Sonuçları

Tablo 3.11. İkinci Sınıf Örnek Ders Programı

	END.	END.	MAK.	G/I	ELN	İLT.	KONT.	BİLG.
TANZİME	A	B	C	D	E	F	G	H
	1	EMG	GEMİ İDARESİ 3	STATİK	Y. DİL	OLASILIK İSTK.	LİD. YÖN. PSİK.	İLERİ PROG.
	2	GEMİ İNŞA	GEMİ İNŞA	MAKİNE RESMİ	GEMİ İNŞA	OLASILIK İSTK.	LİD. YÖN. PSİK.	İLERİ PROG.
	3	GEMİ İNŞA	GEMİ İNŞA	LİD. YÖN. PSİK.	GEMİ İNŞA	Y. DİL	Y. DİL	Y. DİL
	4	GEMİ İNŞA	GEMİ İNŞA	LİD. YÖN. PSİK.	GEMİ İNŞA	GEMİ İDARESİ 3	GEMİ İDARESİ 3	PROG. DİLLERİ
	5	GEMİ İDARESİ 3	EMG	GEMİ İDARESİ 3	MATEMATİK 3	OLASILIK İSTK.	LİD. YÖN. PSİK.	MATEMATİK 3
	6	Y. DİL	Y. DİL	MATEMATİK 3	OLASILIK İSTK.	LİD. YÖN. PSİK.	SBE	MATEMATİK 3
SALİ	1	MATEMATİK 3	İLERİ PROG.	TERMODİNAMİ	GEMİ İDARESİ 3	ELEKTROOPTİK	ELEKTROOPTİK	MATEMATİK 3
	2	MATEMATİK 3	İLERİ PROG.	TERMODİNAMİ	DEVRE ANALİZİ	ELEKTROOPTİK	ELEKTROOPTİK	MATEMATİK 3
	3	OLASILIK KUR. I	MATEMATİK 3	STATİK	DEVRE ANALİZİ	ELEKTROOPTİK	ELEKTROOPTİK	GEMİ İDARESİ 3
	4	OLASILIK KUR. I	MATEMATİK 3	MAKİNE RESMİ	ELEKTROOPTİK	GEMİ İNŞA	GEMİ İNŞA	GEMİ İNŞA
	5	EMG	OLASILIK KUR. I	MATEMATİK 3	STATİK	ELEKTROOPTİK	GEMİ İNŞA	GEMİ İNŞA
	6	EMG	OLASILIK KUR. I	MATEMATİK 3	GEMİ İDARESİ 3	ELEKTROOPTİK	GEMİ İNŞA	GEMİ İNŞA
ÇARŞAMBA	1	GEMİ İDARESİ 3	OLASILIK KUR. I	GEMİ İDARESİ 3	TERMODİNAMİK	DEVRE ANALİZİ	MATEMATİK 3	BİLGİSAYAR MAT.
	2	GEMİ İDARESİ 3	OLASILIK KUR. I	GEMİ İDARESİ 3	TERMODİNAMİK	DEVRE ANALİZİ	MATEMATİK 3	BİLGİSAYAR MAT.
	3	OLASILIK KUR. I	MATEMATİK III	TERMODİNAMİ	GEMİ İDARESİ 3	MATEMATİK III	DEVRE ANALİZİ	İNK. TAR. ATA.
	4	OLASILIK KUR. I	MATEMATİK III	TERMODİNAMİ	GEMİ İDARESİ 3	MATEMATİK III	DEVRE ANALİZİ	İNK. TAR. ATA.
	5	LİD. YÖN. PSİK.	İLERİ PROG.	İNK. TAR. ATA.	SBE	EMBU	OLASILIK İST.	SBE
	6	LİD. YÖN. PSİK.	İLERİ PROG.	İNK. TAR. ATA.	SBE	EMBU	OLASILIK İST	SBE
TİREŞMEBİ	1	İNK. TAR. ATA.	EMG	MALZEME BİL.	MATEMATİK 3	GEMİ İDARESİ 3	GEMİ İDARESİ 3	OLASILIK İST.
	2	İNK. TAR. ATA.	EMG	MALZEME BİL.	MATEMATİK 3	GEMİ İDARESİ 3	GEMİ İDARESİ 3	OLASILIK İST.
	3	İLERİ PROG.	İNK. TAR. ATA.	MALZEME BİL.	MALZEME BİL.	DEVRE ANALİZİ	EMBU	PROG. DİLLERİ
	4	İLERİ PROG.	İNK. TAR. ATA.	MALZEME BİL.	MALZEME BİL.	DEVRE ANALİZİ	EMBU	PROG. DİLLERİ
	5	SBE	GEMİ İDARESİ 3	STATİK	MATEMATİK 3	İNK. TAR. ATA.	İNK. TAR. ATA.	LİD. YÖN. PSİK.
	6	SBE	GEMİ İDARESİ 3	STATİK	MATEMATİK 3	İNK. TAR. ATA.	İNK. TAR. ATA.	LİD. YÖN. PSİK.
CUMA	1	Y. DİL	Y. DİL	Y. DİL	İNK. TAR. ATA.	LİD. YÖN. PSİK.	DEVRE ANALİZİ	İLERİ PROG.
	2	Y. DİL	Y. DİL	Y. DİL	İNK. TAR. ATA.	LİD. YÖN. PSİK.	DEVRE ANALİZİ	İLERİ PROG.
	3	MATEMATİK 3	LİD. YÖN. PSİK.	MATEMATİK 3	Y. DİL	DEVRE ANALİZİ	MATEMATİK 3	GEMİ İDARESİ 3
	4	MATEMATİK 3	LİD. YÖN. PSİK.	MATEMATİK 3	Y. DİL	DEVRE ANALİZİ	MATEMATİK 3	GEMİ İDARESİ 3
	5	İLERİ PROG.	SBE	SBE	LİD. YÖN. PSİK.	SBE	Y. DİL	Y. DİL
	6	İLERİ PROG.	SBE	SBE	LİD. YÖN. PSİK.	SBE	Y. DİL	Y. DİL

Tablo 3.12 Üçüncü Sınıf Örnek Ders Programı

	END.	END.	MAK.	G/I	ELN	İLT.	KONT.	BİLG.
P A Z A R 1 E	A	B	C	D	E	F	G	H
	1	SEYİR-III	YÖN.ORG.	SEYİR-III	YÖN.ORG.	SEYİR-III	MİKROİŞLEMCI	SINYAL. VE SIS
	2	SEYİR-III	YÖN.ORG.	GEMİ DİRENCİ	YÖN.ORG.	SEYİR-III	MİKROİŞLEMCI	SINYAL. VE SIS
	3	YÖN.ARAŞ.-II	SEYİR-III	GEMİ DİRENCİ	GEMİ MAK.-II	Y.FREKNS TEK	SILAH SIS.-I	SILAH SIS.-I
	4	YÖN.ARAŞ.-II	SEYİR-III	GEMİ DİRENCİ	GEMİ MAK.-II	MİKROİŞLEMCI	SILAH SIS.-I	SILAH SIS.-I
	5	SBE	YÖN.ARAŞ.-II	SILAH SIS.-I	MİKROİŞLEMCI	SBE	Y.FREKNS TEK	GEMİ MAK.-II
S A L I	6	SBE	YÖN.ARAŞ.-II	SILAH SIS.-I	MİKROİŞLEMCI	SBE	Y.FREKNS TEK	GEMİ MAK.-II
	1	YÖN.ARAŞ.-II	GEMİ MAK.-II	ÜRETİM TEK.	SINYAL. VE SIS	Y.FREKNS TEK	SEYİR-III	GRAFİK
	2	YÖN.ARAŞ.-II	GEMİ MAK.-II	ÜRETİM TEK.	SINYAL. VE SIS	Y.FREKNS TEK	SEYİR-III	GRAFİK
	3	SILAH SIS.-I	SILAH SIS.-I	ÜRETİM TEK.	Y.FREKNS TEK	SINYAL. VE SIS	SEYİR-III	MİKROİŞLEMCI
	4	SILAH SIS.-I	SILAH SIS.-I	YABANCI DİL-VI	Y.FREKNS TEK	YABANCI DİL-VI	SINYAL. VE SIS	MİKROİŞLEMCI
	5	GEMİ MAK.-II	SBE	YABANCI DİL-VI	SBE	YABANCI DİL-VI	SINYAL. VE SIS	SEYİR-III
Ç A R Ş A M B A	6	GEMİ MAK.-II	SBE	YABANCI DİL-VI	SBE	YABANCI DİL-VI	SINYAL. VE SIS	SEYİR-III
	1	YÖN.ORG.	YABANCI DİL-VI	SEYİR-III	YABANCI DİL-VI	SEYİR-III	YÖN.ORG.	SINYAL. VE SIS
	2	YÖN.ORG.	YABANCI DİL-VI	SEYİR-III	YABANCI DİL-VI	KONTROL SIS.	YÖN.ORG.	SEYİR-III
	3	MÜH.PLAN.	YABANCI DİL-VI	YÖN.ORG.	YABANCI DİL-VI	YÖN.ORG.	MİKROİŞLEMCI	DERLEYİCİLER
	4	YABANCI DİL-VI	SEYİR-III	YÖN.ORG.	KONTROL SIS.	YÖN.ORG.	YABANCI DİL-VI	YABANCI DİL-VI
	5	YABANCI DİL-VI	MÜH.PLAN.	MUKAVEMET-I	SILAH SIS.-I	SILAH SIS.-I	YABANCI DİL-VI	YABANCI DİL-VI
P E R Ş E M B E	6	YABANCI DİL-VI	MÜH.PLAN.	MUKAVEMET-I	SILAH SIS.-I	SILAH SIS.-I	YABANCI DİL-VI	YABANCI DİL-VI
	1	MÜH.EKON.	MÜH.EKON.	HİDROSTATİK	KONTROL SIS.	SILAH SIS.-I	GEMİ MAK.-II	GEMİ MAK.-II
	2	MÜH.EKON.	MÜH.EKON.	HİDROSTATİK	KONTROL SIS.	SILAH SIS.-I	GEMİ MAK.-II	GEMİ MAK.-II
	3	MÜH.EKON.	MÜH.EKON.	TERMİK MAK.-II	SEYİR-III	GEMİ MAK.-II	SILAH SIS.-I	SILAH SIS.-I
	4	BÜTÇE PLAN.	BÜTÇE PLAN.	TERMİK MAK.-II	SINYAL. VE SIS	GEMİ MAK.-II	SILAH SIS.-I	SILAH SIS.-I
	5	BÜTÇE PLAN.	BÜTÇE PLAN.	SBE	SILAH SIS.-I	SINYAL. VE SIS	SBE	YÖN.ORG.
C U M A	6	SEYİR-III	MÜH.PLAN.	SBE	SILAH SIS.-I	SINYAL. VE SIS	SBE	YÖN.ORG.
	1	GEMİ MAK.-II	SILAH SIS.-I	HİDROSTATİK	GEMİ MAK.-II	MİKROİŞLEMCI	KONTROL SIS.	DERLEYİCİLER
	2	GEMİ MAK.-II	SILAH SIS.-I	HİDROSTATİK	GEMİ MAK.-II	MİKROİŞLEMCI	KONTROL SIS.	DERLEYİCİLER
	3	MÜH.PLAN.	GEMİ MAK.-II	SILAH SIS.-I	Y.FREKNS TEK	GEMİ MAK.-II	KONTROL SIS.	MİKROİŞLEMCI
	4	MÜH.PLAN.	GEMİ MAK.-II	SILAH SIS.-I	MİKROİŞLEMCI	GEMİ MAK.-II	Y.FREKNS TEK	GRAFİK
	5	SILAH SIS.-I	YÖN.ARAŞ.-II	TERMİK MAK.-II	SEYİR-III	KONTROL SIS.	GEMİ MAK.-II	SBE
P A Z A R 1 E	6	SILAH SIS.-I	YÖN.ARAŞ.-II	TERMİK MAK.-II	SEYİR-III	KONTROL SIS.	GEMİ MAK.-II	SBE

3.4. Uygun Çözüm Yönteminin Seçimi

Deniz Harp Okulu ders çizelgeleme problemi için incelenen çözüm yöntemlerinin performans karşılaştırılması Tablo 3.13’de verilmiştir. Hatırlanacağı üzere problemin kullanılabilir (kabul edilebilir) bir çözümü için ilk sekiz kuralın tavizsiz yerine getirilmesi gerekmektedir. Tablo 3.13’den de izlenebileceği üzere, bu koşulu sadece tamsayılı programlama modeli sağlayabilmektedir. Bu nedenle en uygun çözüm yöntemi olarak tamsayılı programlama modeli seçilmiştir.

Tablo 3.13 Yöntemlerin Karşılaştırılması

İSTEKLER	ÇÖZÜM YÖNTEMLERİ				
	Çizge Boyama	Yasaklı Arama (Hertz)	Yasaklı Arama (Valdez)	Sinir Ağları	Tam Sayılı Model
Çekirdek Problem (İlk üç kural)	EVET	EVET	EVET	EVET	EVET
Genişletilmiş Çekirdek Problem (İlk beş kural)	EVET	EVET	EVET	KISMEN	EVET
Şube Gruplama (6.kural)	HAYIR	KISMEN	EVET	HAYIR	EVET
Ders Gruplama (7.kural)	KISMEN	EVET	KISMEN	HAYIR	EVET
Ders Gruplarının Farklı Günlerde Olması (8.kural)	HAYIR	HAYIR	HAYIR	HAYIR	EVET
Öğretim Üyelerine Boş Gün (10. kural)	HAYIR	HAYIR	HAYIR	HAYIR	KONTROL ALTINDA EVET
Çözüm Süresi	2-3 DK.	2-3 DK.	6-9 DK	5-7 DK.	2-4 SAAT
Veriler Değiştiğinde Yeni Çözüm Süresi	-	-	-	-	2-4 SAAT

Harp Okulu ders çizelgeleme problemi tam sayılı programlama modeli ile dört yarıyıl da gerçek verilerle çözülmüş ve buradan elde edilen çözümler o yarıyılarda ders çizelgesi olarak kullanılmıştır. Ancak belirli zorluklarla karşılaşmaktadır. Bu zorlukların birincisi çözüm zamanı ile ilgili zorluklardır. Bu yüzden literatürde bu problem üzerinde çalışanlar ısrarla sezgisel yöntemler geliştirmeye çalışmışlardır. En çok kullanılan yöntem olan çizge boyama tekniği üzerinde bu problemin karmaşıklık (complexity) derecesinin “NP-complete” olduğu Karp (1972) tarafından gösterilmiştir. Bu yüzden değişken sayısı arttıkça problemin çözüm süresi üssel olarak artmaktadır. Ancak geliştirilen tamsayılı programlama modelinde problem ikiye bölünerek bu dezavantaj azaltılmıştır. Alt problem göreceli olarak küçük bir problem olduğundan çözüm zamanı fazla değildir. Alt problem 800-950 değişken içermektedir. 32 MB Pentium II bilgisayarlar üzerinde bu problem için en uzun çözüm süresi 20 dakikayı geçmemiştir. Ancak ana model 3100-3400 değişken içermektedir. Çözüm süresi de oldukça uzun olup 32 MB Pentium II bilgisayarlarda 2.5-6 saat arasında, yeni 64 MB bilgisayarlarda ise 2-4.5 saat arasındadır. Çözüm için ticari bir yazılım olan LINDO programı kullanılmıştır.

Ancak hem ara yüzler, hem de girdilerin tutulma biçimi pek profesyonel bir yapıda değildir. Bu yüzden tez yazarının veri girişinden itibaren her aşamada bizzat bütün aşamalarla ilgilenmesi gerekmiştir. Bu yapıyı profesyonel bir yazılımla düzeltebilmek için teklifte bulunulmuştur.

Tüm sorunlara rağmen tamsayılı programlama modeli, diğer yöntemlerle karşılaşıldığında Deniz Harp Okulu ders çizelgeleme problemi için kabul edilebilir çözümleri veren en uygun yöntemdir. Elle yapılan çözüm sayesinde de kabul edilebilir çözümler üretilebilmektedir. Ancak elle çözüm süresi iki kişi en az 3 gün sürmektedir. Veriler değiştiğinde yeni çözüm süresi tamsayılı programlama modeli kadardır. Ancak bu esnada hata yapma riski yükselmektedir. Ayrıca, elde edilen çözümler zorunlu olmayan ancak çözümün kalitesini gösteren 9. ve 10. Çizelgeleme Kuralı açısından incelendiğinde, tam sayılı programlama modeli daima daha iyi sonuçlar vermektedir.

4. DENİZ HARP OKULU SINAV ÇİZELGELEME PROBLEMİ

Deniz Harp Okulunda vize sınavları merkezi sistemle yapılmaktadır. Her yarıyıl başında belirlenen faaliyet takviminde yer alan haftalarda derslere ara verilmekte ve bir hafta boyunca tüm vize sınavları yapılmaktadır. Sınav haftalarından en az bir hafta önce bir sınav çizelgesi hazırlanarak hangi dersin sınavının hangi sınav salonunda yapılacağı, sınav saati ve hangi gözetmenin sınava nezaret edeceği ilan edilir. Her vize sınavında yaklaşık 370 sınav oturumunun zaman, sınav salonu ve gözetmen faktörleri gözetilerek çizelgelenmesi gerekmektedir.

Sınavlar, sınav haftası olarak daha önceden belirlenmiş hafta içinde Pazartesi gününden Cuma gününe kadar olan beş günlük süre içinde yapılmaktadır. Her gün için; ikisi öğleden önce, ikisi öğleden sonra olmak üzere dört zaman dilimi belirlenmiştir. Sınavlar önceden belirlenmiş bu 20 zaman dilimlerinde yapılır.

Çizelgeleme işlemi, hangi sınavın hangi zaman diliminde yapılacağını belirlenmesiyle başlar. Bu aşamada öncelik misafir öğretim üyelerinin sınavlarındadır. Bu sınavlar, ilgili öğretim üyesinin istediği gün ve zaman diliminde yapılır. Bundan sonra tamamen öğrencilerin istekleri göz önüne alınır. Öğrenciler, sınavların zorluk dereceleri ve sınavlar arasındaki süreler gibi ölçütleri kendileri açısından değerlendirerek öğrenci temsilcileri aracılığı ile taslak bir sınav çizelgesi hazırlarlar. Öğrencilerin hazırladığı bu taslak çizelge yönetim tarafından çok nadir ve zorunlu şartlar altında değiştirilebilir. Ancak değişiklik söz konusu olduğunda dahi öğrenci temsilcilerinin bilgisi ve katkısıyla yapılır. Bu şekilde hangi sınavın hangi zaman diliminde yapılacağı artık belli olmuştur. Daha sonra, sınavların yapılacağı sınav salonları (dershaneler) belirlenir. Deniz Harp Okulu'nda yeterli sayıda dersane mevcut olması nedeniyle, bu aşamaya kadar olan bölümde, diğer bir deyişle hangi sınavın hangi zaman diliminde ve nerede yapılacağına karar verilmesi aşamasına kadar bir sorunla karşılaşmamaktadır. Bu hususlar elle kolay bir şekilde halledilebilmektedir. Çizelgeleme işleminin son aşaması, her sınav oturumu için tüm

sınav salonlarına gözetmenlerin atanmasıdır. Bu bölümde Deniz Harp Okulu'ndaki sınav çizelgeleme işleminin son aşaması olan gözetmen atama problemi ele alınmaktadır.

4.1. Gözetmen Atama Problemi

Her dersin sınavının ne zaman ve hangi dershanede yapılacağını belirlenmesinden sonra her dersane için bir sınav gözetmeni atanması gerekir. Gözetmenler Deniz Harp Okulu'nda görev yapan subay öğretim elemanlarıdır. Rütbeleri "Astegmen" ile "Yarbay" arasında değişen yaklaşık 65-70 subay sınav haftası boyunca yapılan sınavlara gözetmenlik yaparlar.

Gözetmen atama probleminin yapısını ve hangi çerçevede ortaya çıktığını anlatabilmek için bir önceki aşamanın sonuçlarından başlamak gerekir. Bir önceki aşamada, hangi sınavın hangi zaman diliminde yapılacağına karar verilerek bir taslak sınav çizelgesinin hazırlandığı belirtilmişti. Aşağıda Tablo 4.1'de örnek taslak sınav çizelgesinin bir bölümü gösterilmektedir.

Tablo 4.1. Taslak Sınav Çizelgesi

Sınıf	Şube	PAZARTESİ				SALI				ÇARŞAMBA			
		1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12
I/S	Tüm Şubeler	MAT				FİZ			TÜRK		SİYAT		TRES
II/S	End.Müh.	MUH		SEY		İST		İNK		OLA			SAY
	End.Müh.	MUH		SEY		İST		İNK		OLA			SAY
	Bilg.Müh		ENER	SEY		DEV		İNK		ELN			
	Eln.Müh		ENER	SEY		DEV		İNK		ELN			
	Kontrol Sis.		ENER	SEY		DEV		İNK		ELN			
	İletişim Müh.		ENER	SEY		DEV		İNK		ELN			
	Mak.Müh.	DİN		SEY		TER		İNK		GİNŞ			MMS
	G.İnşa Müh.	DİN		SEY		TER		İNK		BİL			MMS

Tablonun satırlarında şubeler yer almaktadır. Sütunlarda ise sınav zaman dilimleri bulunur. Bu taslak çizelgeye göre Pazartesi günü ilk zaman dilimine birinci sınıftaki tüm şubelere “Matematik-1” dersinin sınavı planlanmıştır. Bu sınavı 8 şube almaktadır ve bu şubelerde toplam yaklaşık 280 öğrenci vardır. Sınav salonları ortalama 35 öğrenci kapasiteli dershanelerdir. Ancak sınav oturumlarında sınav yapılan dershanede 25-26 öğrenciden fazla öğrencinin bulunması istenmez. Bu kural

gereği 280 öğrenci için 11 sınav salonu ayrılır. Diğer yandan yine aynı gün, aynı saatte ikinci sınıfların A ve B şubeleri (Endüstri Müh. şubeleri) için “Muhasebe İlkeleri” sınavı planlanmıştır. Bu iki şubede toplam 65 öğrenci bulunduğundan, bu sınav için ayrıca 3 dersane ayrılır. Bu şekilde aynı zaman diliminde yapılacak tüm sınavlar için sınav salonu adedi belirlenerek toplandığında o zaman dilimindeki sınav salonu ihtiyacı ve dolayısı ile gözetmen sayısı ihtiyacı ortaya çıkar. Tablo 4.2’de bu toplamaların bir örneği görülmektedir:

Tablo 4.2 Sınav Salonu İhtiyaçları

	Sınav Zaman Dilimleri																			
	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20
Sınav Salonu İhtiyacı	24	12	15	12	22	19	15	19	20	23	18	19	20	19	12	25	14	23	22	19
Toplam																				372

Bu tabloya göre Pazartesi günü ilk zaman diliminde 24 ayrı salonda aynı anda sınavlar yapılacaktır. Her sınav salonuna bir gözetmen atanmalıdır. Dolayısı ile sınav haftası boyunca yerine getirilmesi gereken toplam 372 sınav gözetmenliği görevi bulunmaktadır. Bu sayı yarıyillara göre değişmekle birlikte ortalama 370-375 civarındadır. Bu görevler dekanlıkta görevli 65-70 subaya dağıtılmalıdır.

Bu şekilde ortaya çıkan atama probleminde gözetmenlik görevleri dağıtılırken belirli bazı kısıtlamalar bulunmaktadır. Görev verilecek subaylardan bazılarının sınav haftası içerisinde herhangi bir gün, okulun genel emniyeti ile ilgili nöbet sisteminde önceden belirlenmiş bir görevi bulunabilir. Bu subaylara o gün sınav gözetmenliği verilmemelidir. Ayrıca diğer bazı öncelik taşıyan resmi görevler nedeniyle belirli sınav dilimlerinde belirli subaylara gözetmenlik görevi verilmez. Diğer yandan bu subayların hemen hemen hepsi belirli derslere girmektedirler. Kendi verdikleri dersin sınavının yapılacağı zaman diliminde bu subaylara gözetmenlik görevi verilemez.

Diğer yandan toplam görev yükünün paylaştırılma biçimi de problemin yapısını doğrudan etkilemektedir. Kaba bir yaklaşımla 370 gözetmenlik görevi 65-70 subaya eşit olarak dağıtıldığında, her subay ortalama 5-6 defa gözetmenlik yapmalıdır. Fakat, askeri ortamdaki kıdem anlayışı gereği verilen gözetmenlik sayısının rütbeyle ters orantılı olması beklenmektedir. Bu konu problemin en öncelikli ve kritik

unsurudur. Dolayısı ile bu konuda bir uzlaşma sağlanmalıdır. Bu nedenle toplam yük, her rütbedeki subay sayısı da dikkate alınmak suretiyle mantıksal katsayılar (genel kabul gören rütbe üstünlükleri katsayıları) kullanılarak rütbe grupları üzerine dağıtılır. Örnek olarak “yarbay” rütbesindeki subaylar üçer adet, “binbaşı” rütbesindekiler dörder adet gözetmenlik görevi tutarken “asteğmen” rütbesindeki subaylar sekizer adet görev alacaklardır.

Her subay için görev yükü artık belli olduğundan, bundan sonraki aşamada subayların bu görevleri hangi zaman dilimlerinde yerine getireceğinin belirlenmesi gerekmektedir. Gözetmen atama problemi bu çerçevede ortaya çıkmaktadır. Problemi daha açık gösterebilmek için Tablo 4.3’de bir atama matrisi verilmiştir.

Tablo 4.3. Atama Matrisi

Rütbe	Adı Soyadı	Pazartesi				Salı				Çarşamba				Perşembe				Cuma				
Yb	G.KAYAHAN								S													3
Yb	S.TUNCAY			S										N	N	N	N					3
Yb	M.ALTUN																	S				3
Yb	Ü.UZEL													S								3
Bnb	F.KUŞÇU	S								D	D	D	D									4
Bnb	M.EROKAY								S													4
Bnb	Rıza ÖCALIR																		S			4
.	.																					
Atğm	B. AÇMAZ					N	N	N	N													7
Atğm	M. KAPTAN			S						D	D											7
Atğm	K.ALTUĞ					S												D	D			8
Atğm	G.ERAYDIN																		S			8
Atğm	A.BAYAM	D			D									S								8
		24	12	15	12	22	19	15	19	20	23	18	19	20	19	12	25	14	23	22	19	372

Tabloda en alt satırda görülen sayılar, o zaman diliminde ihtiyaç duyulan gözetmen sayısını göstermektedir. En sağ sütunda görülen sayılar ise karşısındaki subaya verilecek toplam gözetmenlik sayısını vermektedir. “S” harfi ile, ilgili subayın kendi verdiği derse ait sınavın yapılacağı zaman dilimi işaretlenmektedir. Dolayısı ile anılan subaya o zaman diliminde gözetmenlik verilmemelidir. “N” harfi ilgili subayın başka yerde nöbet görevlerini göstermektedir. Aynı şekilde “D” harfi de diğer geçerli mazeretleri gösterir. İşaretlenen zaman dilimlerinde o subaylara gözetmenlik görevi verilemez. Bu şartlar altında gözetmen atama problemi, Tablo 4.3.’de çizilen matrisin uygun şekilde doldurulması ile çözülecektir. Uygun bir çözüm için aşağıdaki şartların yerine getirilmesi gereklidir:

- Her subaya önceden belirlenmiş sayıda gözetmenlik görevi verilmelidir.
- Tüm sınav oturumlarında her sınav salonu için bir gözetmen subay atanmalıdır.
- Resmi mazeretlerinin bulunduğu zaman dilimlerinde ilgili subaylara gözetmenlik görevi verilemez.

Bu kısıtlamalar altında amaç, her subay için gözetmenlik görevlerini zaman ekseninde mümkün olduğunca uzak aralıklarla planlamaktır. Aynı gün içinde ardışık zaman dilimlerinde veya birbirine yakın dilimlerde sınav gözetmenliği istenmeyen bir durumdur. Ayrıca subayların mazeretli oldukları zaman dilimlerinin hemen bir önceki veya hemen bir sonraki zaman dilimlerine atama yapılması da pek istenmez.

Deniz Harp Okulu'nda sınav çizelgeleme ve bunun bir parçası olan gözetmen atama işlemi elle yapılmaktadır. Ancak her sınav çizelgesi ilan edildiğinde çeşitli şikayet ve hoşnutsuzluk sesleri yükselmektedir. Aynı rütbedekilere birbirinden farklı sayıda gözetmenlik atanması, aynı gün içinde arka arkaya gözcülükler, aynı anda kendi verdiği dersin sınavı yapılırken başka bir dersin sınavı için başka bir salonda gözcü olmak durumunda kalan subaylar durumu protesto etmektedirler. Gözcü atama probleminin bilgisayar ortamında sistematik, hızlı ve güvenilir bir biçimde çözülmesi planlama birimi için önemli oranda zaman ve emek tasarrufu sağlayacaktır.

4.2. Sınav Çizelgelemesine Yönelik Daha Önceki Çalışmalar

Sınav çizelgelemesi konusunda daha önce yapılan çalışmalar incelendiğinde problemin farklı biçimde ele alındığı görülmektedir. Aslında Deniz Harp Okulu sınav çizelgeleme problemi diğerlerine göre çok farklıdır. Literatürdeki çalışmalarda problem genellikle birbirine benzemekte ve asıl olarak hangi sınavın hangi zaman diliminde yapılması gerektiği bulunmaya çalışılmaktadır. Deniz Harp Okulu'nda problemin bu kısmı okulun yapısı nedeniyle herhangi bir zorlukla karşılaşmadan kolaylıkla halledilebilmektedir.

Bu çalışmalardaki problem, temel olarak N adet dersin T adet zaman diliminde yerleştirilmesi biçiminde ortaya çıkmaktadır. Sınav planı her hangi bir

öğrenci için aldığı derslerden birden fazlasının sınavının aynı anda planlanmaması gerekir. Birbirinden farklı (i) ve (j) derslerinin her ikisini de alan öğrenci sayısı C_{ij} olsun. Eğer bu iki ders aynı zaman dilimine planlanırsa o zaman C_{ij} öğrenci için sınav çakışması meydana gelir.

Bu çakışmaların önüne geçmek üzere uygun bir sınav çizelgesinin hazırlanması aslında bir çizge boyama problemidir (Carter, 1986). Her ders bir düğüm olarak tanımlanır. İki ders arasında ortak bir öğrenci varsa (öğrenci bu iki dersi alıyorsa), o zaman bu düğümler arasında bağ çizilir. Dolayısı ile bu iki düğüm komşu düğümler haline gelmektedir. Her öğrenci için bu bağ çizme işi yapıldığında oluşan ağ üzerinde birbirine komşu olan düğümler farklı renkte olmak üzere en az renk kullanılarak tüm düğümler boyanır. Bu sayede hiçbir öğrenci için sınav çakışması meydana gelmez. Kullanılan renk sayısı sınav çizelgesi için gereken en az zaman dilimini temsil edecektir. Çizgeyi boyamak için kullanılan çeşitli teknikler konusunda ders çizelgeleme problemi tartışılırken ayrıntılı bilgiler sunulmuştur.

Carter ve diğ. (1996) tarafından yapılan çalışmada yukarıdaki modele bu defa sınav salonu sayısı ve kapasite kısıtlamaları da eklenmiştir. Bu durumda belirli derslerin sınavları öğrenci sayıları nedeniyle ancak belirli sınav salonlarında yapılabilmektedir. Ayrıca öğrenciler açısından sınavların olabildiğince yayılması ve birbirinden uzak zamanlarda yapılması istenmektedir. Aslında bu model Laporte ve Desroches (1984) tarafından ele alınan çalışmanın değiştirilmiş biçimidir. İlk çalışmada tamamen probleme özgü bir sezgisel yöntem önerilirken, ikinci çalışmada öncelikle çakışmaları önleyen bir uygun çözüm bulunmaktadır. Uygun çözüm için çizge boyama tekniği kullanılmakta, daha sonra da bu uygun çözüm amaç doğrultusunda geliştirilmektedir. Bunu yapabilmek için sezgisel bir yöntemle uygun bir çözümden diğerine geçilmektedir. Adını koymasalar da aslında kullandıkları yöntem Hertz (1991) tarafından ders çizelgeleme probleminde kullanılan yasaklı arama yönteminin hemen hemen aynısıdır.

Deniz Harp Okulu'ndaki sınav çizelgeleme işlemi içinde çözülmesi gereken gözetmen atama problemi kendine özgü ve yukarıda anlatılan çalışmalardaki modellerden farklı bir problemdir. Bu nedenle literatürde kullanılan çözüm yöntemleri büyük ölçüde bu problem için geçersizdir. Problem için yine kendine özgü bir çözüm yöntemi geliştirilmelidir.

4.3. Gözetmen Atama Problemi İçin Tamsayı Programlama Modeli

Matematiksel model, Tablo 4.3.'de verilen atama matrisi kullanılarak anlatılmaya çalışılacaktır. Bu matrisin satırları subayları, sütunları ise zaman dilimlerini göstermektedir. Karar değişkeni,

$$X_{i,j} = \begin{cases} 1 & \text{eğer } i.\text{subay } j.\text{zaman diliminde gözetmen olarak atanırsa} \\ 0 & \text{değilse} \end{cases}$$

Amaç fonksiyonunu yazabilmek için ayrıca bir yardımcı değişken daha tanımlanacaktır. $Y_{i,j,k}$ yardımcı değişkeni, subayın gözetmenlik görevleri arasındaki zaman farkıyla, diğer bir ifade ile gözetmenlik görevlerinin zaman açısından birbirlerine yakınlığı ile ilgili bir değişkendir.

$$Y_{i,j,k} = X_{i,j} * X_{i,k} \quad \begin{matrix} j = 1,2,\dots,19 \\ k > j \end{matrix} \quad (4.1)$$

Örnek olarak (i) subaya Pazartesi günü ikinci ve dördüncü zaman dilimlerinde gözetmenlik görevi atanırsa $X_{i2} = 1$ ve $X_{i4} = 1$ değerini alacağından $Y_{i,2,4} = 1$ değerini alacaktır. Her $Y_{i,j,k}$ değişkenine karşılık gelen bir C_{jk} hoşnutsuzluk maliyeti vardır. Bu maliyet, aynı gün içindeki (j) ve (k) zaman dilimlerine verilecek gözetmenlik görevlerinden doğan hoşnutsuzluğun şiddetini gösterecektir. Ancak bu hoşnutsuzluk maliyetleri, aynı gün içinde yer alan zaman dilimleri için geçerlidir. Farklı günlerdeki zaman dilimleri ardışık veya birbirine yakın sayılmazlar ve bu nedenle farklı günlerde verilen gözetmenlik görevleri için hoşnutsuzluk maliyeti doğmadığı kabul edilir. Aynı gün içindeki C_{jk} maliyetleri ise aşağıdaki kurallara göre hesaplanır.

$$\bullet \quad C_{jk} = 8 \text{ eğer } |k-j| = 1 \text{ ise} \quad (4.2)$$

$$\bullet \quad C_{jk} = 4 \text{ eğer } |k-j| = 2 \text{ ise} \quad (4.3)$$

$$\bullet \quad C_{jk} = 2 \text{ eğer } |k-j| = 3 \text{ ise} \quad (4.4)$$

$$\bullet \quad C_{jk} = 0 \text{ eğer } k \text{ ve } j \text{ aynı güne ait zaman dilimleri değilse} \quad (4.5)$$

Bu hoşnutsuzluk maliyetleri tüm subaylar için aynıdır. Bir gün içinde 4 zaman dilimi bulunduğundan aynı gün içindeki farklı (j) ve (k>j) zaman dilimleri için 6 farklı kombinasyon bulunur. Her subay için aynı gün için 6 olmak üzere sınav haftasının tümü için toplam 30 adet sıfırdan farklı geçerli maliyet değeri doğmaktadır. Hoşnutsuzluk maliyetlerindeki ana fikir, aynı gün içinde ardışık zaman dilimlerinde veya birbirine yakın dilimlerdeki gözetmenlik görevlerini cezalandırmak ve görevleri olabildiğince farklı günlere yaymaktır. Örnek olarak, j=1 ve k=2 için $C_{jk}=8$ olarak hesaplanır. Çünkü her iki zaman dilimi de Pazartesi günü içindedir ve arka arkaya zaman dilimlerini temsil etmektedir. Diğer yandan j=1 ve k=5 için C_{jk} maliyeti sıfırdır, çünkü bu iki zaman dilimi farklı günlere (Pazartesi ve Salı günlerine) ait zaman dilimleridir. Farklı günlerdeki gözetmenlik görevleri ardışık sayılmazlar.

Diğer bir istek de subayların mazeretli oldukları zaman dilimlerinden bir önce veya bir sonraki zaman dilimine gözetmenlik görevinin verilmemesidir. Bu isteği yerine getirebilmek için subayların mazeretli oldukları zaman dilimlerine karşılık gelen X_{ij} değişkenlerine başlangıçta 1 değeri verilirse, o takdirde bu mazeret hücrelerinin önüne veya arkasına aynı günde gözetmenlik atanmaya çalışıldığında en yüksek maliyetle cezalandırılacaktır.

Bu düşüncelerden hareket ederek problemin matematiksel modeli aşağıdaki gibi yazılabilir.

N : subay sayısı

NL_i : i. subayına verilecek toplam gözcülük sayısı

NS_j : j. zaman diliminde ihtiyaç duyulan toplam gözcülük sayısı

NE_i : i. subayın mazeretlerinin sayısı

NSE_j : j. zaman diliminde subayların toplam mazeret sayısı

$$En\ K\ddot{u}\check{s}\ddot{u}k \sum_i^N \sum_{j=1}^{19} \sum_{k>j}^{20} C_{j,k} * Y_{i,j,k} \quad k,j \in \{Aynı\ g\ddot{u}ne\ ait\ zaman\ dilimleri\} \quad (4.6)$$

$$\sum_{j=1}^{20} X_{ij} = NL_i + NE_i \quad \forall i = 1, 2, \dots, N \quad (4.7)$$

$$\sum_{i=1}^N X_{ij} = NS_j + NSE_j \quad \forall j = 1, 2, \dots, 20 \quad (4.8)$$

$$\begin{aligned} X_{ij} + X_{ik} &\leq 1 + Y_{i,j,k} \quad \forall i = 1, 2, 3, \dots, N \\ &\quad \forall j = 1, 2, \dots, 19 \\ &\quad k > j \\ k, j &\in \{Aynı\ güne\ ait\ zaman\ dilimleri\} \end{aligned} \quad (4.9)$$

İlk kısıt, subaylara önceden belirlenmiş sayıda gözetmenlik görevinin atanmasını sağlar. Eşitliğin sağ tarafına subayların mazeret sayılarının eklenmesinin sebebi, mazeretlerine karşılık gelen X_{ij} değişkenlerine daha başlangıçta 1 değeri verilmesidir. (4.4) kısıtı ise her zaman diliminde ihtiyaç duyulan sayıda gözetmen atanmasını sağlar. Bu eşitliğin sağ tarafında NE_j değerinin eklenmesinin sebebi yine biraz önce belirtilen neden yüzündendir. İstenmeyen görevlendirme kombinasyonlarını cezalandırmayı sağlayan yapay $Y_{i,j,k}$ değişkenleri ile X_{ij} karar değişkenleri arasındaki bağlantıları da (4.5) eşitliği sağlamaktadır.

Bu modelde her subay için geçerli 30 adet $Y_{i,j,k}$ değişkeni bulunur. N tane subay varsa, $N*30$ adet $Y_{i,j,k}$ yapay değişken bulunacaktır. Ayrıca $N*20$ adet X_{ij} karar değişkeni de olacaktır. Diğer taraftan (4.3) kısıtlarından N adet, (4.4) kısıtlarından 20 adet ve nihayet (4.5) kısıtlarından da $N*30$ adet açık kısıt yazılmalıdır. Bu durumda toplam 3500 değişken ve 2190 kısıta sahip bir tam sayılı programlama problemi ortaya çıkmaktadır.

4.4. Gözetmen Atama Probleminin Çözümü İçin Geliştirilen Sezgisel Model

Problemin çözümü yönünde yapılan ilk denemelerde, daha önce elle yapıldığı gibi tabloda rütbe sırasına göre dizilmiş subayların en başından başlamak üzere rastgele gözetmenlik atamaları yapılarak çözümler üretilmeye çalışılmıştır. Ancak yapılan denemelerde ya probleme uygun çözüm bulunamamış ya da bulunan uygun çözümler istekleri karşılamaktan uzak kalmıştır. Örneğin, listenin sonlarında yer alan subaylara birçok ardışık gözetmenlik atanmak zorunda kalınmıştır. Problem ve bu

aşamada üretilebilen yetersiz çözümler incelendiğinde, özellikle mazeret sayısı fazla olan, diğer bir deyişle atama yapılabilecek serbest zaman dilimi sayısı düşük olan öğretim üyelerinin darboğaz yarattığı anlaşılmıştır. Bu nedenle her subay için “serbestlik derecesi” hesaplanmıştır. Herhangi bir subay için serbestlik derecesi, kendisine verilecek gözetmenlik sayısı ve mazeretli olduğu zaman dilimlerinin toplamından sonra geriye kalan serbest zaman dilimi sayısı ile ölçülür. Hafta boyunca toplam 20 zaman diliminin olduğu bilinmektedir. Her subay için hafta boyunca gözetmenlik görevi verilemeyecek mazeret dilimlerinin sayısı (NE_i) önceden bellidir. Subay hangi rütbede ise kendisine verilecek gözetmenlik sayısı da (NL_i) biliniyor olduğundan bu subayın serbestlik derecesi, S_i :

$$S_i = 20 - (NE_i + NL_i) \quad (4.10)$$

formülü ile hesaplanır. Örnek olarak, B subayına rütbesi gereği toplam üç gözetmenlik verileceği ($NL_i=3$), bu subayın mazeret dilimleri sayısının toplam beş olduğu ($NE_i =5$) ve nihayet bu bilgilere göre de serbestlik derecesinin ($S_i =12$) olarak hesaplandığı Tablo 4.4.’de gösterilmektedir

Tablo 4.4. Serbestlik Dereceleri

Rütbe	Adı Soyadı	Pazartesi				Salı				Çarşamba				Perşembe				Cuma				Atama Sayısı	Serb. Derecesi
Yb	A								S											3	16		
Yb	B			S									N	N	N	N				3	12		
Yb	C																S			3	16		
Yb	D											S								3	16		
Bnb	E	S								D	D	D	D							4	11		
Bnb	F								S											4	15		
Bnb	G																S			4	15		
.	.																			.	.		
Atgım	P					N	N	N	N											7	9		
Atgım	R			S						D	D									7	10		
Atgım	T					S											D	D		8	9		
Atgım	Y																	S		8	11		
Atgım	Z	D			D								S							8	9		
İhtiyaç Duyulan Gözetmen Sayısı		24	12	15	12	22	19	15	19	20	23	18	19	20	19	12	25	14	23	22	19	372	
Dilimin Serb. Derecesi		14	28	23	27	17	20	24	18	18	15	21	20	17	20	27	14	25	15	16	21		

Subaylar artık rütbe sırasına göre değil de serbestlik derecelerine göre sıralanır. Yeni sıralanmış listede en az serbestlik derecesine sahip bulunur. Atama işlemi de bu

yeni listenin en başındaki subaydan başlamak üzere yapılmaya başlanır. Aynı serbestlik derecesine sahip subaylar arasında ise verilecek gözetmenlik görevi fazla olan subay seçilir. Tablo 4.4.'de verilen örnek bilgilere göre yeni sırlanmış listenin en başında T ve Z subayları bulunacak, onları da P, R ve E subayları takip edecektir.

Serbestlik derecesine göre sıralama ile aslında atama matrisinde satır seçilmiş olmaktadır. Bu satırda hangi sütuna gözetmenlik atanacağını belirlemek için ise üç aşamalı bir seçim kuralı uygulanmaktadır. Öncelikle atama yapılabilecek sütunlar belirlenir. O satırdaki subayın mazeretli olduğu sütunlara (zaman dilimlerine) atama yapılamaz. Ayrıca bu sezgisel yöntem kullanılarak daha önce bu subay için atama yapılmış hücrelere de yeniden atama yapılamaz. İkinci aşamada atama yapılabilecek hücrelerin atama maliyetlerine bakılmaktadır. Subayın mazeretli olduğu hücrelerin bir önündeki ve bir arkasındaki sütunlar aynı gün içindeki sütunlar ise, bu sütunların maliyeti 8 birimdir. Bu sezgisel yöntem kullanılarak üzerinde uğraşılmakta olan subay için daha önce bir gözetmen ataması yapılmışsa, atama yapılan hücrelerin önündeki ve arkasındaki hücrelerin maliyetleri ise (4.2 - 4.5) eşitliklerinde verilen kurallara göre hesaplanır. Örnek olarak, T subayı için Salı günü ikinci, üçüncü ve dördüncü dilimlerin atama maliyetleri sırasıyla 8, 4 ve 2 birim olacaktır. Aynı şekilde Cuma günü üçüncü dilim maliyeti 8, dördüncü dilim maliyeti ise 4 birim olacaktır. Diğer günlere tüm dilimlerin maliyetleri ise sıfırdır.

Atama yapılabilecek en az maliyetleri hücre seçilerek o hücreye atama yapılır. Atamaya aday aynı maliyetli hücreler var ise, üçüncü seçim kuralı işlemeye başlar. Yine Tablo 4.4.'de T subayı için Pazartesi, Çarşamba ve Perşembe günlerinin tüm dilimleri sıfır maliyetlidir ve her biri atama yapılmaya adaydır. Aynı maliyetli hücreler arasından o anda ilgili sütunlarda en küçük serbestlik derecesine sahip sütun seçilir. Sütunlar için serbestlik derecesi, o sütunda ihtiyaç duyulan gözetmen sayısı ile o sütunda subayların mazeretlerinin toplamından sonra geriye kalan serbest hücre sayısı ile ölçülür. Herhangi bir sütundaki (zaman dilimindeki) subay sayısı (N) bilinmektedir. Bu sütunda ihtiyaç duyulan gözcülük sayısı (NS_j) ve o sütunda subayların toplam mazeret sayısı (NSE_j) ise bu sütunun serbestlik derecesi SS_j ,

$$SS_j = N - (NS_j + NSE_j) \quad (4.11)$$

Tablo 4.4.'de toplam 40 subayın mevcut olduğu varsayılarak sütunların serbestlik dereceleri hesaplanarak gösterilmektedir. Bu bilgilere göre T subayı için atama yapılacağında, en az maliyetli ve en küçük serbestlik derecesine sahip hücre Pazartesi günü birinci dilim veya Perşembe günü dördüncü dilimdir. Bu hücrelerden herhangi biri seçilerek T subayına gözetmenlik ataması yapılır. Bir hücreye gözetmenlik atandığında aynı güne ait komşu hücrelerin maliyetleri yukarıda belirtilen maliyetleme kuralına göre yeniden belirlenir. Ayrıca atama yapılan sütundaki gözetmen ihtiyacı bir azaltılır. Aynı şekilde bu subaya yapılması gereken atama sayısı da bir düşürülür.

Bu atama işlemi o subaya yapılması gereken atama sayısı dolduruluncaya kadar aynı satırda atamalarla devam eder. Bu subayın gözetmenlik görevlerinin tamamı atandıktan sonra, serbestlik derecesine göre sıralanmış listeden bir sonraki subayın satırı seçilerek atama işlemi ona da uygulanır. Her döngüde bir subayın görevleri tamamlanarak subay listesinin boşalmasıyla atama işlemi bitirilir.

Bu genel açıklamalardan sonra çözüm yönteminin ayrıntıları aşağıda verilmiştir:

Adım-1 : Her subay için gözetmenlik görevi verilemeyecek (j) zaman dilimlerini işaretleyerek, işaretli hücrelerin bir önceki ve bir sonraki zaman dilimlerinin maliyetlerini $C_{jk} = 8$ olarak atayınız. Ancak (j) ve (k) aynı gün içindeki zaman dilimleri olmalıdır.

Adım-2 : Her subay için serbestlik derecesini S_i hesaplayınız.

Adım-3 : Problemin çözülebilir olduğunu kontrol ediniz. Problemin çözülebilir olması için; her subay için $S_i \geq 0$ olmalı ve her zaman dilimi için $SS_j \geq 0$ olmalıdır.

Adım-4 : Subayları serbestlik derecesine göre sıralayarak L listesine koyunuz. Aynı serbestlik derecesine sahip subaylar arasında kendisine verilecek gözetmenlik sayısı fazla olan listede daha öne geçer.

Adım-5 : Listenin en üstündeki (i) subayını seçiniz.

Adım-6 : (i) subaya karşılık gelen satırda atama yapmak için bir hücre seçiniz. Ancak mazeretler nedeniyle işaretlenmiş hücreler seçilemez. Aynı şekilde bu çözüm yöntemi kullanılarak daha önce atama yapılan hücreler de seçilemez. Ayrıca daha

önceki atamalar nedeniyle gözetmen ihtiyacı sıfıra düşen zaman dilimine karşılık gelen hücreler de seçilemez. Bu şartları yerine getiren en küçük maliyetli hücre seçilir. Eğer en küçük maliyetli birden fazla hücre varsa, o takdirde bu hücrelere karşılık gelen sütunların en küçük serbestlik derecesine sahip olanı seçilir. Seçilen (i,j) hücresine bu subaya ait bir gözetmenlik görevi atayarak bunu gösterecek bir işaret koyunuz.

Adım-7 : Yapılan gözetmen atama işlemine göre komşu hücrelerin maliyet değerlerini güncelleyiniz. (j) zaman diliminde atama yapılmış olsun ve (k) zaman dilimleri (j) zaman dilimiyle aynı güne ait dilimler olmak koşulu ile:

$$\bullet \quad C'_{jk} = C_{jk} + 8 \quad \text{eğer } |k - j| = 1 \text{ ise} \quad (4.12)$$

$$\bullet \quad C'_{jk} = C_{jk} + 4 \quad \text{eğer } |k - j| = 2 \text{ ise} \quad (4.13)$$

$$\bullet \quad C'_{jk} = C_{jk} + 2 \quad \text{eğer } |k - j| = 3 \text{ ise} \quad (4.14)$$

Adım-8 : Yapılan gözetmen atama işlemine göre karşılık gelen sütundaki ihtiyaç duyulan gözetmen sayısını ve o subaya verilmesi gereken görev sayısını güncelleyiniz.

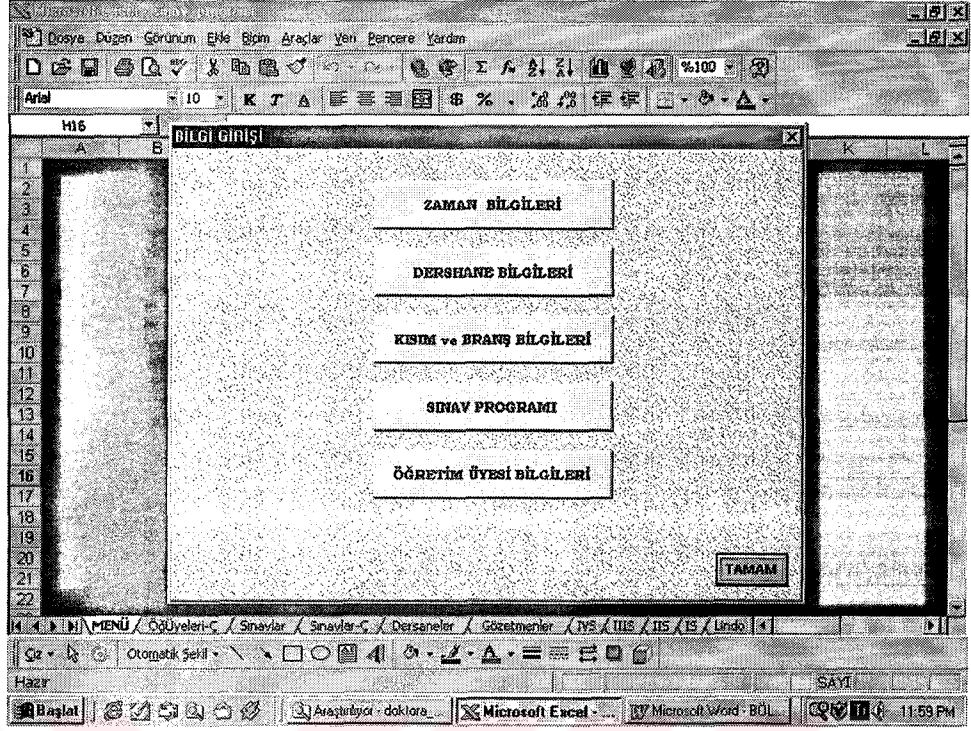
$$NL_i = NL_i - 1 \quad (4.15)$$

$$NS_j = NS_j - 1 \quad (4.16)$$

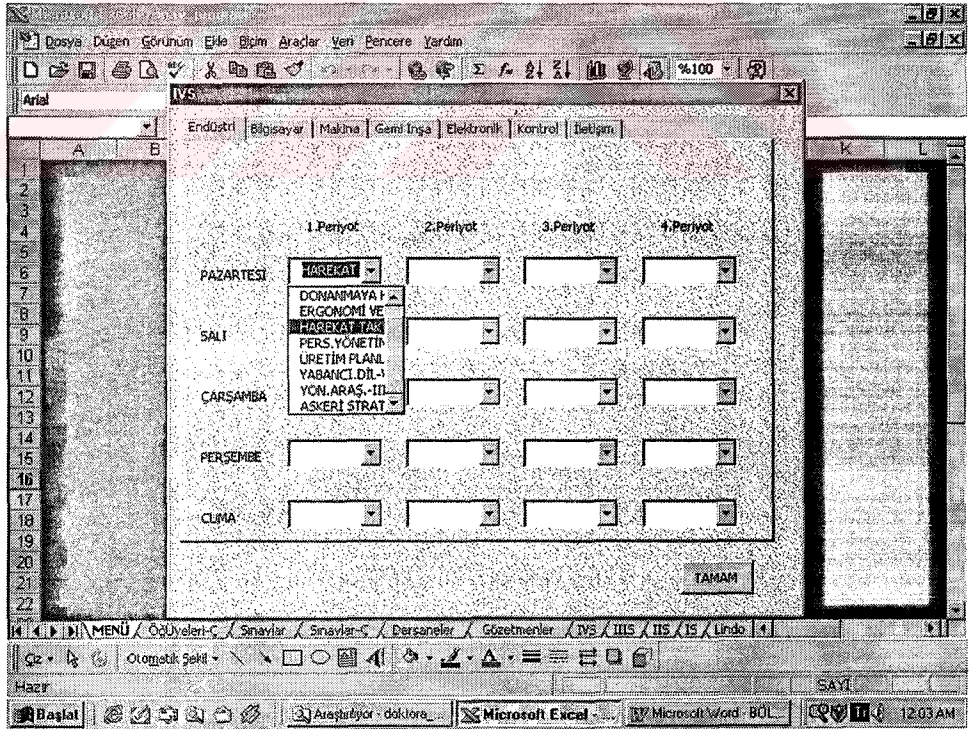
Adım-9: Eğer $NL_i > 0$ ise Adım-6'a dönünüz. Aksi takdirde Adım-10'a gidiniz.

Adım-10 : Eğer $L = \{ \}$ ise işlem sona erer, aksi halde Adım-5 'e dönünüz.

Deniz Harp Okulu gözetmen atama problemi yukarıda anlatılan algoritma ile çözülmüştür. Problemin tamamı girdilerini alabilmek amacıyla Microsoft Excel ortamında makrolar yardımıyla basit ama işlevsel ara yüzler yazılmıştır. Gerekli bilgiler bu yolla alındıktan sonra çözüm yine Excel içinde yazılan makrolar yardımıyla çözülebilmektedir. Şekil 4.1.ve Şekil 4.2.'de örnek veri giriş formları gösterilmektedir.



Şekil 4.1. Veri Giriş Bölümü



Şekil 4.2. Sınav Programı Giriş Bölümü

Gerekli bilgiler bu formlar yardımı ile girildiğinde problem çözüm aşamasına gelinmektedir. Bu aşamanın başlangıcında Excel çözüm sayfasının görünümü Şekil 4.3.'de gösterilmektedir.

Kd	Rütbe	Adı Soyadı	pazartesi	salı	çarşamba	perşembe	cuma
3	Yb	Murat ALTINTAS					
3	Yb	Cengiz BULUT	S				S
2	Yb	Mehmet YETİM					S
1	Yb	Ümit UZEL		S		S	S
4	Enb	Faizet ERMANET	S		D	D	D
4	Enb	Mete EROKAY		S			S
4	Enb	Rıza ÖCALIR					S
3	Enb	S.Taner GÜNDÜZ		S		S	N
3	Enb	Şerif ÖZERDEM		S		S	N
3	Enb	Önder ATAHAH		S	N	N	N
3	Enb	S.Tanrı BİRGÜLER		S	N	N	N
3	Enb	İbrahim DUMAN	S		D	D	S
2	Enb	Ertan APAY	S				S
2	Enb	Metin YAYAS				S	S
2	Enb	Yusuf ARZK			S		S
2	Enb	Ergün YOLSEVER		S			S
1	Enb	Gürsel AKINOĞLU			S		S
1	Enb	Gökhan AYKAN					S
6	Yzb	Güler HAFIZ	S				

Şekil 4.3. Gözetmen Atama Problemi Çözümü Öncesi

Bu aşamada yukarıda anlatılan algoritmayı kullanan makro çalıştırılarak çözüm elde edilmektedir. Elde edilen çözümün görüntüsü Şekil 4.4.'de gösterilmiştir:

Kd	Rütbe	Adı Soyadı	pazartesi	salı	çarşamba	perşembe	cuma
3	Yb	Murat ALTINTAS					
3	Yb	Cengiz BULUT	G	S			S
2	Yb	Mehmet YETİM					S
1	Yb	Ümit UZEL		S		S	S
4	Enb	Faizet ERMANET	S		D	D	D
4	Enb	Mete EROKAY		S			S
4	Enb	Rıza ÖCALIR					S
3	Enb	S.Taner GÜNDÜZ		S		S	N
3	Enb	Şerif ÖZERDEM		S		S	N
3	Enb	Önder ATAHAH		S	N	N	N
3	Enb	S.Tanrı BİRGÜLER		S	N	N	N
3	Enb	İbrahim DUMAN	S		D	D	S
2	Enb	Ertan APAY	S				S
2	Enb	Metin YAYAS				S	S
2	Enb	Yusuf ARZK			S		S
2	Enb	Ergün YOLSEVER		S			S
1	Enb	Gürsel AKINOĞLU			S		S
1	Enb	Gökhan AYKAN					S
6	Yzb	Güler HAFIZ	S				

Şekil 4.4. Gözetmen Atama Problem Çözümü Sonrası

Elde edilen bu çözüm daha sonra yeniden işlenerek herkesin anlayacağı bir forma getirilerek yayınlanmaktadır. Tablo 4.4’de yayınlanan sınav emrinin dördüncü sınıflar ile ilgili bölümü gösterilmektedir.

Tablo 4.5. Çözüm Sonrası Sınav Emrinin Yayınlanması

IV/S	SAAT	DERS	DERSHANE	GÖZETMEN
PAZARTESİ	08 45	ÜRE	FB 1029- FB 1030- FB Z019-	18- 15- 14-
		G HİD	FB Z020- FB Z021-	13- 5-
	10 45	DERL	SB 1048- SB 1049-	12- 4-
	13 45	PERS	SB 1048- SB 1049- SB 1058-	25- 24- 14-
		TER	SB 1059- SB 1060-	13- 4-
SALI	15 45	SON	SB 1046- SB 1047- SB 1048- SB 1049-	37- 19- 9- 6-
	10 45	HAR	SB 1047- SB 1048- SB 1049- SB 1058- SB 1059- SB 1060- SB 1061- FB 1026- FB 1027- FB 1028-	36- 33- 28- 27- 22- 19- 18- 9- 8- 5-
	13 45	SİS	SB 1048- SB 1049-	21- 17-
		MKEL	SB 1058- SB 1059- SB 1060-	16- 11- 6-
ÇARŞAMBA	10 45	LİD	SB 1059- SB 1060- SB 1061- FB 1026- FB 1027- FB 1028- FB 1029- FB 1030- FB Z019- FB Z020-	31- 28- 26- 22- 20- 18- 17- 15- 10- 7-
	13 45	MİK	SB 1046- SB 1047-	36- 35-
		KON	SB 1048- SB 1049-	33- 30-
		İLE	SB 1058- SB 1059-	29- 24-
		GTEO	SB 1060- SB 1061-	19- 11-
		SOG	FB 1026- FB 1027-	9- 6-
PERŞEMBE	08 45	ERG	SB 1049- SB 1058- SB 1059-	44- 40- 39-
		BİL	SB 1060- SB 1061-	35- 32-
		RAD	FB 1026- FB 1027- FB 1028- FB 1029-	27- 20- 10- 9-
	10 45	Y.MK	FB 1027- FB 1028-	21- 12-
	15 45	Y.DİL	SB 1061- FB 1026- FB 1027- FB 1028- FB 1029- FB 1030- FB Z019- FB Z020- FB Z021- FB Z022-	34- 32- 31- 29- 28- 23- 21- 16- 13- 11-
CUMA	10 45	YÖN	FB 1026- FB 1027- FB 1028-	30- 27- 24-
		ZEKA	FB 1029- FB 1030-	21- 16-
		HİD	FB Z019- FB Z020-	12- 5-
	13 45	DON	SB 1058- SB 1059- SB 1060- SB 1061- FB 1026- FB 1027- FB 1028- FB 1029- FB 1030- FB Z019-	35- 33- 26- 22- 20- 14- 13- 8- 7- 4-

Sınav emrinde her sınıf için ayrı ayrı ekler halinde yayınlanan bu tablolarda, en sağ sütunda, belirtilen gün ve saatte belirtilen dersin sınavına hangi gözetmenlerin atandığı subayların kod numaraları belirtilerek gösterilmektedir. Bu kod numaraları ayrı bir ek halinde sınav emrine eklenir.

4.5. Gözetmen Atama Problemi İçin Değerlendirme

Gözetmen atama problemi, geliştirilen çözüm yöntemi ile çözülerek sonuçları incelendiğinde tatmin edici bulunmuştur. Her subaya verilmesi gerektiği kadar

gözetmenlik atanırken, her zaman dilimi için ihtiyaç duyulan sayıda gözetmen görevlendirilmektedir. Bu atamalar yapılırken de olabildiğince farklı günlere görevler dağıtılmakta ve özellikle aynı gün içinde ardışık atamalardan kaçınılmaktadır.

Sezgisel yöntemin etkinliğini ölçmek ve karşılaştırma yapabilmek amacıyla, problemin en iyi çözümünü veren ve yukarıda Bölüm 4.3.'de anlatılan matematiksel model ticari bir çözücü kullanılarak çözülmüştür. Tam sayılı programlama modelini çözmek için 2 saatten fazla zaman gerekirken, sezgisel yöntem aynı problemi aynı bilgisayarda saniyeler içinde çözmektedir. Sonuçları karşılaştırabilmek için her iki yöntemde atanan gözetmenlik görevlerinden doğan hoşnutsuzluk maliyetleri matematiksel modelde tarif edilen maliyet toplamı cinsinden hesaplanmıştır:

$$\text{En Küçük } \sum_i^N \sum_{j=1}^{19} \sum_{k>j}^{20} C_{j,k} * Y_{i,j,k} \quad k, j \in \{ \text{Aynı güne ait zaman dilimleri} \} \quad (4.17)$$

Son yapılan sınavda gerçek bilgilere dayanan çözümlerde tam sayılı programlama modelinin maliyet toplamı 1160 iken, sezgisel yöntemin aynı şekilde hesaplanmış maliyet toplamı 1178 çıkmıştır. Diğer bir ifade ile, sezgisel yöntem %1.5 daha kötü performans göstermiştir. Bu küçük fark, sezgisel yöntemin oldukça etkili olduğuna işaret etmektedir. Problemden subay sayısı, subaylara verilecek görev sayıları, subayların mazeretleri gibi parametreler değiştirilerek yapılan test çözümlerinde; tam sayılı programlama modeli ile sezgisel yöntemin toplam maliyetleri arasındaki fark değişmekle birlikte, hiçbir zaman %3 düzeyini aşmamıştır. Sezgisel yöntemin bu performansı ile elde edilen çözümlerde, uygulama sonrasında hiçbir olumsuzluk veya şikayet yaşanmamıştır.

5. NÖBET ATAMA PROBLEMİ

Askeri bir kurum olması nedeniyle Deniz Harp Okulu'nda çeşitli nöbet hizmetleri bulunmaktadır. Amaçları ve sorumlulukları açısından farklılıklar gösteren bu nöbetler, farklı statüdeki personel tarafından farklı formatlarda “sırayla” yürütülmektedir.

Nöbet hizmetlerinin aksama olmadan ve kesintisiz sürdürülebilmesi için nöbet sıra çizelgeleri rutin olarak önceden hazırlanıp ilan edilir. Birçok nöbet yeri için bu çizelgeler çabucak ve büyük bir zorluk yaşanmadan hazırlanabilmektedir. Örnek olarak, erler tarafından tutulan ve birliğin fiziki güvenliğiyle ilgili nöbet çizelgeleri, nöbet süresi ve er sayısına göre standart bir sıranın sürekli döndürülmesi ile hazırlanır. Çünkü bu erler sadece güvenlik amacıyla kurulmuş olan bölüklerde askerlik yapmak için gelmişlerdir. Diğer bir ifade ile asıl görevleri nöbet tutmaktır. Nöbet tutacak er sayısı çok, ve nöbet süreleri birkaç saat olduğundan sıra döndürüldükçe doğal bir nöbet dağılım dengesi kurulabilmektedir. Belirli bazı yerlerde subay veya astsubaylar tarafından tutulan nöbetler de buna benzer bir yapıdadır.

Diğer taraftan, asıl amacı genel gözetmenlik olan bazı nöbetler için özel olarak istihdam edilen personel bulunmaz. Bu nöbet hizmetleri okulda asli görevleri farklı olan subaylar tarafından sırayla yürütülür. Örnek olarak Matematik öğretim elemanı olarak atanan bir subay sırası geldiği gün 24 saat süren “Okul Nöbetçi Subaylığı” görevini almaktadır. Nöbeti esnasında sadece nöbetle ilgili hizmetleri yerine getirmekle sorumlu olup belirli bir nöbet yerinde gününü geçirir. Nöbeti bittikten sonra ise 24 saat süreyle dinlenir, çünkü nöbeti süresince hiç uyumamıştır. Ancak ertesi gün, tekrar asli görevi olan Matematik öğretim elemanlığı ile ilgili görevlerine dönebilmektedir.

Bu tür nöbetlerin sıra çizelgeleri kolaylıkla hazırlanamaz. Çünkü aynı nöbet farklı rütbedeki subaylar tarafından tutulmaktadır. Yüzbaşı rütbesindeki bir subayla, teğmen rütbesindeki başka bir subay eşit tutulamaz. Doğal olarak üst rütbeli subaylara daha az nöbet sırası gelmesi beklenmektedir. Nöbet sayılarından başka, hangi gün nöbet tutulduğu da önemlidir. Örneğin Cumartesi günü nöbet geldiği takdirde tüm hafta sonunu gözden çıkarmak gerekir. Diğer yandan öğretim elemanlarının nöbet hizmetleri nedeniyle aksayan planlı dersleri, diğer bir ifade ile ders kayıplarının da gözönüne alınması gerekmektedir. Ders kayıplarını en aza indirmek için bu subaylara derslerinin en az olduğu günlere nöbet planlamak gerekir.

Tüm bu istekleri olabildiğince yerine getiren nöbet listelerinin her ay hazırlanıp yayınlanması gerekmektedir. Nöbet listeleri genellikle nöbetleri tutacak subayların en kıdemlisi tarafından hazırlanır. Ancak yayınlanan her nöbet listesinden sonra genellikle çeşitli yakınma ve hoşnutsuzluklar ortaya çıkmaktadır. Nöbet listesini hazırlayan subay bu hoşnutsuzlukların önüne geçmek için kendine göre mantıklı bazı kurallar ve basit bir çetele sistemi ile çalışmakta; iyi niyet ve şeffaflık gereği de uyguladığı kuralları ve çeteleyi tüm subayların incelemesine sunmaktadır. Çoğu zaman bu çeteleyi inceleyen ve haksızlığa uğradığını düşünen bir subay yayınlanmış olan nöbet listesine alternatif daha dengeli bir listenin oluşturabileceğini göstererek daha sonraki ayın nöbet listesinde kendisine avantaj sağlamaya çalışmaktadır. Ancak başka bir subay başka bir alternatifi gündeme getirmekte ve bu durum işlerin daha da karışmasına yol açmaktadır. Tüm bu sorunlar, sistematik bir yaklaşımla hoşnutsuzlukları en aza indirecek bir nöbet atama prosedürünün geliştirilmesi gerektiğine işaret etmektedir. Bu bölümde Deniz Harp Okulu'nda subaylar tarafından tutulan ve en çok hoşnutsuzluğun yaşandığı “Okul Nöbetçi Subaylığı” görevine ait nöbet çizelgesi hazırlama problemi ele alınmaktadır. Subaylar tarafından tutulan başka farklı nöbetler de bulunmasına rağmen, yukarıda anlatılan faktörler hepsinde ortaktır ve aslında hepsi aynı yapıdadır.

5.1 Okul Nöbetçi Subaylığı Problemi

Okul Nöbetçi Subaylığı görevi, Teğmen-Yüzbaşı rütbesindeki subaylar tarafından 24 saat esasına göre özel olarak hazırlanmış bir nöbet mahallinde tutulmaktadır. Yorucu ve sorumlulukları ağır bir görevdir. Bunun yanında nöbet

esnasında asli görevden uzak kalındığı için nöbet sonrasında yapılması gereken işler de birikmiş olmaktadır. Bu nedenle doğal olarak mümkün olduğunca az nöbet tutulmak istenmektedir.

Nöbet çizelgesi aylık olarak hazırlanıp bir hafta öncesinden ilan edilmektedir. Dolayısı ile her çizelgede ortalama 30 atama yapılmaktadır. Bu nöbeti tutan subay sayısı ise yılın çeşitli aylarında önemli farklılıklar göstermektedir. Tayin ve terfi dönemi olan Ağustos ayında okuldan ayrılanlar ve yeni katılanlar yerlerine yerleştikten sonra Eylül ayında bu nöbeti tutacak olan subay listesi ortaya çıkmakta ve yaklaşık 30-35 kişiden oluşmaktadır. Ancak Ekim ayının başında, eğitim öğretim yılının başlaması nedeniyle listedeki subayların bir bölümü bazı akademik nöbet hizmetlerine kaydırıldığından Okul Nöbetçi Subaylığı görevi için geriye yaklaşık 17-19 subay kalmaktadır. Bu yapı eğitim ve öğretimin sürdüğü Haziran ayı ortasına kadar devam eder. Ancak bu 40 haftalık süre nöbet atama problemi açısından ikiye (20 hafta + 20 hafta) ayrılmaktadır. Çünkü nöbeti tutacak subay sayısı aynı kalmakla birlikte ilk dönem sonunda listedeki subaylar değişmektedir. Daha da önemlisi, problemi doğrudan ilgilendiren ders kayıplarına ilişkin veriler değişmektedir. İşte bu dönemlerden her biri, nöbet çizelgelerinin hazırlanmasında güçlük çekilen ve hoşnutsuzlukların ortaya çıktığı dönemdir.

Problemi matematiksel olarak ele almadan önce, kıdemli subay tarafından çizelgelerin nasıl hazırlandığı incelenmiştir. İlgili subayın çizelgeleri hazırlarken kullandığı kurallar aşağıda verilmiştir:

Kural-1.) Haftalık ders planlarındaki ders saatleri dikkate alınarak en az toplam ders kaybına yol açacak bir çizelge hazırlanmalıdır. Daha önce anlatıldığı gibi, nöbet günlerinde subaylar başka bir işle uğraşamazlar, dolayısı ile nöbet tuttukları gün ve bir sonraki istirahat gününde vermeleri gereken planlı dersleri veremezler ve ders kayıpları oluşur.

Kural-2.) Herhangi bir subaya ayda toplam iki defadan fazla nöbet verilmemelidir. (Nöbet tutan subay sayısı 15 kişinin altında ise, bu kısıt belirli subaylar için gevşetilebilir.)

Kural-3.) Herhangi bir subaya ayda bir defadan fazla “hafta sonu” nöbeti atanmamalıdır.

Kural-4.) Rütbe kıdemi esastır. Diğer bir deyişle tüm subaylar eşit değildir. Bu kural gereği üst kıdemdeki subaylar daha az nöbet tutmalıdır.

Kural-5.) Nöbetler ardışık günlerde olmamalıdır. Nöbet aralarında en az 1 hafta süre olmalıdır.

Çizelgeyi hazırlayan kıdemli subay birbiriyle çelişen bu kurallara göre bir sonraki ayın nöbet listesini elle hazırlamaktadır. Bu aşamada daha önceki aylara ait çizelgeler basit bir çetele hesabı için kullanılmakta, ancak bir çok seçenek arasındaki kararlarını kendi sezgilerine göre vermektedir. Hazırladığı nöbet listesi nedeniyle de iki yönlü baskıya maruz kalmaktadır. Birincisi, dekanlık yönetimi tarafından ders kayıpları nedeniyle eleştirilmekte; ikincisi ise nöbet görevi verdiği subayların gizli ya da açık hoşnutsuzluğunu hissetmektedir.

Yukarıda tarif edilen “Okul Nöbetçi Subaylığı” problemi, tamamen Deniz Harp Okulu’nun özel şartları tarafından biçimlendirilen bir problemdir. Literatürde benzer bir probleme rastlanamamıştır. İncelenen bazı personel ve ekip atama (crew assignment) problemleri tamamen farklı koşullardan doğan ve farklı biçimlerde tarif edilen problemler olup benzerlikler çok azdır.

5.2 Okul Nöbetçi Subaylığı Problemi İçin Matematiksel Model

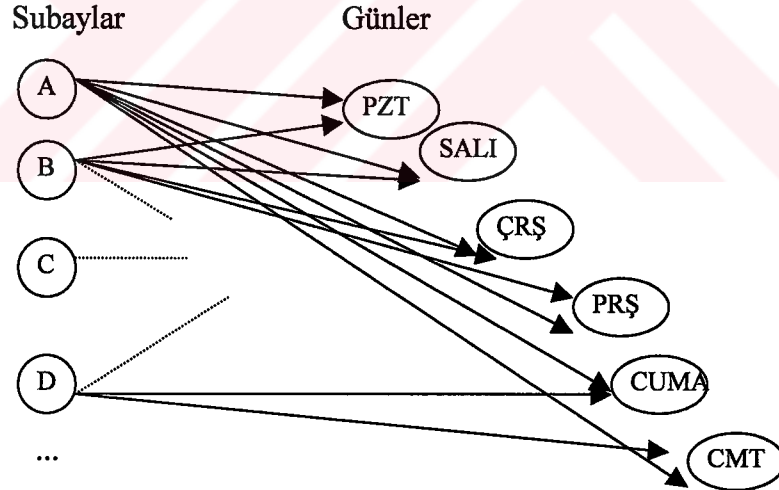
Probleme analitik bir yaklaşım getirebilmek için öncelikle ilk kuralda bahsedilen ders kayıplarının nasıl meydana geldiği gösterilecektir. Aşağıdaki tabloda subayların her birinin gün bazında bir ay boyunca vermesi gereken planlı ders saatleri gösterilmektedir. Ders planları haftalık olduğundan aynı plan her hafta kendini tekrar eder.

Tablo 5.1. Subayların Planlı Ders Saatleri

SUBAY	GÜNLER													
	PZT	SALI	CRŞ	PRŞ	CU	CMT	PZ	PZT	SALI	CRŞ	PRŞ	CU	CMT	PZ
A	2	3	4	0	4			2	3	4	0	4		
B	0	3	4	2	2			0	3	4	2	2		
C	2	2	2	2	4			2	2	2	2	4		
D	0	2	0	6	3			0	2	0	6	3		
E	3	3	3	3	3			3	3	3	3	3		
F	5	2	2	2	0			5	2	2	2	0		

Tablo 5.1.'de verilen sayılar, ilgili subayın o gün vermesi gereken planlı dersleri göstermektedir. Herhangi bir subaya hafta içinde bir gün nöbet verildiği zaman, o güne ait dersler ile bir sonraki istirahat gününe ait dersler yapılamaz ve ders kayıpları oluşur. Örnek olarak “A” subayına Salı günü nöbet verilirse, toplam 7 ders saati (Salı günü 3 saat + Çarşamba günü 4 saat) kayıp oluşacaktır. Aynı şekilde “C” subayına Pazar günü nöbet verilirse Pazar günü ders kaybı olmamasına rağmen, Pazartesi günü istirahat edeceğinden o günkü 2 ders saati kayıp olacaktır. Birinci kural gereği, hazırlanacak nöbet çizelgesinde ders kayıplarının toplamı en aza indirilmeye çalışılır.

Diğer yandan, ikinci kural herhangi bir subaya ayda toplam iki defadan fazla nöbet yazılmaması gerektiğini öngörmektedir. Sadece bu ilk iki kural göz önüne alınıp diğer üç kural ihmal edilirse, diğer bir ifade ile herhangi bir subaya iki defadan fazla nöbet yazmadan toplam ders kayıplarını en aza indirecek şekilde nöbet çizelgesi hazırlanmak istenirse, problemi Şekil 5.1.'de gösterildiği gibi bir “Ulaştırma Problemi” olarak modellemek mümkündür.



Şekil 5.1. Okul Nöbetçi Subaylığı İçin Ulaştırma Problemi Modeli

Kaynak tarafındaki düğümler subayları, varış yeri düğümleri ise ayın günlerini temsil edecektir. Kaynak tarafındaki her düğümün kapasitesi 2 birim, varış yeri düğümlerinin tümünün tek tek talepleri ise 1 birim olacaktır. Bağlar üzerindeki maliyetler ise muhtemel ders saati kayıpları ile temsil edilecektir.

Bu haliyle problemin matematiksel modeli ise aşağıdaki şekilde ifade edilebilir:

$$x_{ij} = \begin{cases} 1 & \text{Eğer i. subay j. günü nöbet alacaksa} \\ 0 & \text{değilse} \end{cases}$$

c_{ij} = i. subayı için (j) ve (j+1) günlerindeki planlı ders saatlerinin toplamı

$$\text{Min. } \sum_{i=1}^{18} \sum_{j=1}^{30} c_{ij} x_{ij} \quad (5.1)$$

$$\text{s.t. } \sum_{j=1}^{30} x_{ij} \leq 2 \quad \forall i = 1, 2, \dots, 18 \quad (5.2)$$

$$\sum_{i=1}^{18} x_{ij} = 1 \quad \forall j = 1, 2, \dots, 30 \quad (5.3)$$

$$x_{ij} = 0 \text{ veya } 1 \quad \forall i = 1, 2, \dots, 18 \quad \forall j = 1, 2, \dots, 30 \quad (5.4)$$

Bu problemin çözümü, herhangi bir tamsayılı programlama çözücüsüne ihtiyaç duymadan Ulaştırma Probleminin bilinen çözüm yöntemleri ile elde edilebilir. Çözüme ulaşıldığında; en az ders kaybı ile her gün için mutlaka bir nöbetçi atanacak ve herhangi bir subaya ayda ikiden fazla nöbet verilmeyecektir.

Ancak böyle bir çözüme diğer üç kural ihmal edilerek ulaşılabilmektedir. Üçüncü kural olan “herhangi bir subaya ayda birden fazla hafta sonu nöbeti atanmaması” koşulu da bu modelin içine konulabilir. Bu amaçla aşağıdaki kısıtı yukarıdaki modele eklemek gerekecektir.

$$\sum_j x_{ij} \leq 1 \quad \forall i = 1, 2, \dots, 18 \quad j = \{\text{Cumartesi, Pazar}\} \quad (5.5)$$

Ancak bu kısıtın eklenmesi ile önemli bir avantaj yitirilmektedir. Çünkü model artık klasik bir ulaştırma problemi olmaktan çıkmakta, dolayısı ile ulaştırma probleminin çözüm yöntemlerinden mahrum kalınmaktadır. Bu durumda problem, $18 \times 30 = 540$ adet değişkenden oluşan tam sayılı bir problem haline dönüşür. Göreceli olarak boyutunun büyük olmamasına rağmen çözüm için mutlaka bir çözücü yazılıma ihtiyaç duyulacaktır. Üstelik bu model yeni haliyle bile henüz son iki kuralı tatmin edebilecek yapıda değildir.

Dördüncü kural gereği, nöbet sayılarının rütbe farkları dikkate alınarak farklı olacak şekilde düzenlenebilmesi için uygulanabilecek en basit yönteme göre 18 subayın en kıdemli 6 tanesine ayda bir kez, diğer 12 subaya ise ayda iki kez nöbet verilebilir. Bu sayede, arzu edilen gerçekleşmiş olur. Ancak bu yöntem büyük bir haksızlık yaratacaktır. Çünkü bu durumda bir yarıyıl (22 hafta $\approx$ 5 ay) boyunca kıdemsiz 12 subay onar adet nöbet tutarken kıdemli 6 subay sadece beşer adet nöbet tutacaktır. Bu durumda subaylar kabaca iki gruba ayrılmakta ve bu gruplar arasındaki rütbe farkları aşırı abartılmış olmaktadır. Diğer bir deyişle, nöbet sayıları rütbe farkları ile orantısız biçimde haksızca dağıtılmaktadır. Oysa subayları kabaca iki gruba ayırmak yerine, rütbe isimlerine göre 5 doğal gruba ayırıp, bu gruplar arasındaki nöbet sayısı dağılımlarını daha yumuşak farklarla belirlemek gerekmektedir. Aşağıdaki tabloda geleneksel olarak hizmet yıllarına göre kazanılan rütbe grupları gösterilmektedir.

Tablo 5.2. Rütbe Grupları

Hizmet Yılı	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	
18 Subayın Hizmet Yıllarına Dağılımı	-	1	2	1	3	1	-	2	2	1	2	1	1	-	1	
Rütbe Grubu Adı	Tğm.		Ütğm.		KÜtğ		Yzb.		Kd.Yzb.							
18 Subayın Hizmet Yıllarına Dağılımı	3		5		4		4		2							

Tğm: Teğmen

Ütğm: Üsteğmen

KÜtğ: Kıdemli Üsteğmen

Yzb: Yüzbaşı

Kd.Yzb: Kıdemli Yüzbaşı

Tablo 5.2’de görülen rütbe gruplarındaki subay sayıları da dikkate alınarak nöbet sayılarının yumuşak farklarla dağıtılabilmesi için uzun vadeli düşünmek gerekir. Çünkü aylık çizelgelerde farklılık yaratmaya çalışmak uzun vadede keskin ve haksız dağılımlara yol açmaktadır.

İlk dönem boyunca toplam (20 hafta * 7 gün =140) nöbet görevi dağıtılmaktadır. Eğer subaylar arasında rütbe farklılıkları dikkate alınmasaydı o zaman her subay için (140/18= 7+) nöbet verilmesi gerekirdi. Bulunan bu ortalama nöbet sayısı, rütbe gruplarının ortasında yer alan “Kıdemli Üsteğmen” rütbesindeki subayların tutacakları nöbet sayısı olarak belirlenmektedir. Daha düşük her rütbe grubu için

ortalama nöbet sayısı bir arttırılmakta, daha üst her rütbe grubu için ise bir azaltılmaktadır. Örnek olarak, büyükten küçüğe doğru “Kd.Yüzbaşı, Yüzbaşı, Kd.Üsteğmen, Üsteğmen ve Teğmen” rütbe gruplarında bulunan subayların her biri için tutulması gereken nöbet sayıları; sırasıyla kabaca 5, 6, 7, 8 ve 9’ar adet nöbet olacak şekilde belirlenmektedir. Bu sayede rütbe farklılıkları arasında daha yumuşak geçişlerin bulunduğu bir dağılım elde edilir. Bu yapı, nöbet tutan subaylarla yapılan çeşitli görüşmelerden sonra genel kabul gören bir dağıtım kuralı haline gelmiştir.

Tablo 5.3. Nöbet Sayıları Dağılımı

Hizmet Yılı	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
18 Subayın Hizmet Yıllarına Dağılımı (1)	-	1	2	1	3	1	-	2	2	1	2	1	1	-	1
Rütbe Adı	Tğm.			Ütğm.			Kd.Ütğm			Yzb.			Kd.Yzb.		
Rütbe Gruplarına Verilecek Nöbet Sayıları	9			8			7			6			5		
Hizmet Yıllarına Göre Subayların Nöbet Sayısı (2)	9	9	9	8	8	8	7	7	7	6	6	6	5	5	5
Hizmet Yıllarına Göre Subayların Toplam Nöbet Sayıları (2)*(1)	-	9	18	8	24	8	-	14	14	6	12	6	5	-	5
NÖBET SAYILARININ İNCE AYARI- 140'A TAMAMLAMA															
Hizmet Yıllarına Göre Subayların Nöbet Sayısı (3)	10	10	9	9	9	8	8	8	7	7	7	6	6	5	5
Hizmet Yıllarına Göre Subayların Toplam Nöbet Sayıları (3)*(1)	-	10	18	9	27	8	-	16	14	7	14	6	6	-	5

=129
NÖBET

=140
NÖBET

Rütbe gruplarında bulunan subayların her biri için tutulması gereken nöbet sayıları kabaca belirlendikten sonra, bu rütbelerde bulunan subay sayıları ile çarpılarak verilecek toplam nöbet sayısı bulunur. Bulunan bu toplam sayı,

dağıtılması gereken 140 nöbete eşit değilse dağıtımda “ince ayar”a geçilir. Tablo 5.3’de örnek olarak verilen bilgilerde, dağıtılacak toplam nöbet 129 olarak bulunmuştur. Oysa 11 nöbet daha dağıtılmalıdır. Dağıtılması gereken bu eksik 11 nöbet için “rütbe grubu” seviyesinden “hizmet yılı” seviyesine inilir. Eksik nöbetler, her rütbe grubunun en düşük hizmet yılına birer birer dağıtılır. Dağıtıma ise en alt rütbe grubunun en düşük hizmet yılından başlanır. İlk ek nöbet, en alt rütbe grubu olan “Teğmen” rütbesinin en düşük hizmet yılına, diğer bir ifade ile Teğmenliğin birinci yılındaki subaylara verilecektir. Ancak Tablo 5.3.’de bu hizmet yılında bulunan bir subay olmadığından, ek nöbet bu hizmet yılına verilememektedir. O takdirde, ikinci rütbe grubu olan Üsteğmenliğin ilk yılına geçilir. Bu hizmet yılında olan subay(lar)a bir(er) adet ek nöbet verildikten sonra, bir sonraki rütbe grubunun ilk hizmet yılına geçilir. İlk hizmet yıllarına birer nöbet dağıtıldığı halde hala eksik nöbetler kalmışsa, bu defa yine en küçük rütbe grubundan başlamak üzere ikinci hizmet yıllarına birer birer nöbet dağıtılmaya başlanır. Bu şekilde ek nöbetlerle birlikte dağıtılan nöbet sayısı 140’a ulaştığında ince ayar dağıtım biter.

Eğer ilk kaba dağıtım esnasında dağıtılan nöbet sayısının toplamı, dağıtılması gereken 140 sayısını aşarsa, bu defa artık nöbetler sorunu yaşanır. Bu artık nöbetler bu defa tersine ince ayar ile subayların üzerinden alınır. Artık nöbetlerin geri çekilmesi esnasında biraz önceki kuralların tam tersi uygulanır. Diğer bir ifade ile, en üst rütbe grubu olan “Kıdemli Yüzbaşı” grubunun en üst hizmet yılından başlamak üzere, sırasıyla her rütbe grubunun en üst hizmet yılında bulunan subaylardan sırasıyla birer nöbet düşülür. Nöbet düşme işlemi dağıtılan nöbetlerin toplamı 140 oluncaya kadar devam eder.

Tüm bu işlemlerden sonra artık bireysel olarak her subayın 5 ay boyunca toplam kaç nöbet tutacağı ortaya çıkmış olur. Bu işlemler nöbetleri tutan subayların fikirleri alınarak ortaya çıkarılmıştır. İşlemin kuralları belirli sayılar temel alınarak (18 subay, subayların rütbelere göre dağılımları, 140 nöbet vb.) anlatılmıştır, ancak kurallar geneldir ve ilgili parametreler değişse bile yine herkes tarafından kabul edilebilir nöbet sayısı dağılımları elde edilebilmektedir.

Cumartesi, Pazar , dini ve resmi bayram günleri ise farklı bir yapıda özel olarak işlenmesi gereken günler olarak düşünülür. Böyle günler için yine yapılan görüşmeler ile özel bir hesaplama yöntemi geliştirilmiştir. Bu hesaplama yöntemine

göre hafta sonuna denk gelmeyen bir günlük resmi tatil günleri Pazar gününe eşdeğer kabul edilir. Birden fazla tatil gününü gündeme getiren resmi ya da dini bayram günlerinin son günleri Pazar gününe, diğer günleri ise Cumartesi gününe eşdeğer kabul edilir. Planlama dönemi içinde 20 adet Cumartesi ve Pazar günü zaten mevcuttur. Ramazan bayramı (planlama dönemine giriyorsa Kurban bayramı da dahil), yılbaşı ve diğer resmi tatil günleri de yukarıdaki kurallar çerçevesinde bu sayılara ilave edilir. Toplam sayılar özel olarak işlenmesi gereken günler olarak ortaya çıkacaktır. Varsayalım ki 28 Cumartesi ve eşdeğeri gün ile 24 Pazar ve eşdeğeri gün hesaplanmış olsun. Bu özel günler Cumartesi günleri üstte olacak şekilde $(28+24=52)$ günden oluşan bir yığın olarak düşünölsün. Bu yığının en üstünden birer birer alınan günler, hizmet yılı seviyesinde 1.hizmet yılından başlamak üzere 15. hizmet yılına kadar birer birer dağıtılır. Yığın bitmemişse, yeniden 1.hizmet yılına dönölerek dağıtım devam eder. Yığının bittiğı yerde özel günlerin dağıtımını da sona erer. Bu dağıtım sonrasında her hizmet yılındaki subayın kaç Cumartesi ve Pazar günü nöbet tutacağı kişisel olarak ortaya çıkar. Ancak tarihler belli değildir. Aşağıdaki tabloda özel günlerin dağıtılması işlemi özetlenmektedir.

Tablo 5.4. Özel Gün Nöbetlerinin Dağıtılması

Hizmet Yılı	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	
18 Subayın Hizmet Yıllarına Dağılımı	-	1	2	1	3	1	-	2	2	1	2	1	1	-	1	
Hizmet Yıllarına Göre Toplam Nöbet Sayısı (1)	-	10	9	9	9	8	-	8	7	7	7	6	6	-	5	=140 NÖBET
Özel Günler (Cumartesi ve eşdeğeri günler) (2)	-	2	2	2	2	2	-	2	1	1	1	1	1	-	1	=28 NÖBET
Özel Günler (Pazar ve eşdeğeri günler) (3)	-	1	1	1	1	1	-	1	2	2	2	2	1	-	1	=24 NÖBET
Çalışma Günleri (1) - [(2) + (3)]	-	7	6	6	6	5	-	5	4	4	4	3	4	-	3	

Bu aşamada artık her subayın bireysel olarak toplam kaç nöbet tutacağı, bu nöbetlerin arasından kaç adedinin Cumartesi , Pazar veya onların eşdeğeri günlerde tutulması gerektiğı belirlenmiş olmaktadır.

Bu yeni bilgiler ışığında (5.1)-(5.5) denklemleri ile verilen modelin yeniden gözden geçirilmesi ve düzeltilmesi gerekmektedir. Öncelikle, anılan model 30 günlük bir süreyi kapsamakta idi, oysa rütbe esasına göre nöbet sayılarının düzenlenmesi için oluşturulan sistem 30 gün yerine tüm dönemi (140 gün) kapsayan bir çözümü gerektirir. Tüm dönemi kapsayan günler *tarih sırası* içinde (j) indisi ile numaralandırılırsa:

$C = \{ j \text{ indisi içinde Cumartesi ve eşdeğeri günleri gösteren numaralar kümesi} \}$

$CS_i = i. \text{subayın Cumartesi ve eşdeğeri günlerinde tutması gereken nöbet sayısı}$

$P = \{ j \text{ indisi içinde Pazar ve eşdeğeri günleri gösteren numaralar kümesi} \}$

$PS_i = i. \text{subayın Pazar ve eşdeğeri günlerinde tutması gereken nöbet sayısı}$

$TS_i = i. \text{subayın tüm dönem boyunca tutması gereken toplam nöbet sayısı}$

$$\text{Min. } \sum_{i=1}^{18} \sum_{j=1}^{140} c_{ij} x_{ij} \quad (\text{Kural-1}) \quad (5.6)$$

Her güne bir nöbet atanmalıdır:

$$\sum_{i=1}^{18} x_{ij} = 1 \quad \forall j = 1, 2, \dots, 140 \quad (5.7)$$

Aylık pencereler içinde ikiden subaylara ikiden fazla nöbet verilmemelidir. (Kural-2)

$$\begin{aligned} \sum_{j=1}^{31} x_{ij} &\leq 2 \quad \forall i = 1, 2, \dots, 18 \\ \sum_{j=32}^{62} x_{ij} &\leq 2 \quad \forall i = 1, 2, \dots, 18 \\ \sum_{j=63}^{94} x_{ij} &\leq 2 \quad \forall i = 1, 2, \dots, 18 \\ \sum_{j=95}^{126} x_{ij} &\leq 2 \quad \forall i = 1, 2, \dots, 18 \\ \sum_{j=127}^{140} x_{ij} &\leq 2 \quad \forall i = 1, 2, \dots, 18 \end{aligned} \quad (5.8)$$

Subaylar toplamda ve özel günlerde belirlenen sayıda nöbet tutmalıdır. (Kural-4)

$$\begin{aligned}
 \sum_{j=1}^{140} x_{ij} &= TS_i & \forall i = 1, 2, \dots, 18 \\
 \sum_j x_{ij} &= CS_i & \forall i = 1, 2, \dots, 18 \quad \forall j \in C \\
 \sum_j x_{ij} &= PS_i & \forall i = 1, 2, \dots, 18 \quad \forall j \in P
 \end{aligned} \tag{5.9}$$

Subaylar ayda en fazla bir kez hafta sonu nöbeti tutmalıdır. (Kural-3)

$$\begin{aligned}
 \sum_{j=1}^{31} x_{ij} &\leq 1 & \forall i = 1, 2, \dots, 18 & \quad j \in C + P \text{ ve } j = 1..31 \\
 \sum_{j=32}^{62} x_{ij} &\leq 1 & \forall i = 1, 2, \dots, 18 & \quad j \in C + P \text{ ve } j = 32..62 \\
 \sum_{j=63}^{94} x_{ij} &\leq 1 & \forall i = 1, 2, \dots, 18 & \quad j \in C + P \text{ ve } j = 63..94 \\
 \sum_{j=95}^{126} x_{ij} &\leq 1 & \forall i = 1, 2, \dots, 18 & \quad j \in C + P \text{ ve } j = 95..126 \\
 \sum_{j=127}^{140} x_{ij} &\leq 1 & \forall i = 1, 2, \dots, 18 & \quad j \in C + P \text{ ve } j = 127..140
 \end{aligned} \tag{5.10}$$

Son kısıtlar Cumartesi ve eşdeğer günler içindir. Aynı kısıtları Pazar günü ve eşdeğer günler için de yazmak gerekir. Bu amaçla (5.10) kısıtları içindeki “C” kümeleri yerine “P” kümelerini yazmak yeterli olacaktır. Nihayet beşinci ve son kural olan “nöbetler ardışık olmamalıdır. Nöbetler arasında 1 hafta süre olmalıdır.” kısıtı da aşağıdaki gibi yazılabilir.

$$\sum_{j=k+1}^{k+7} x_{ij} = PS_i \quad \forall i = 1, 2, \dots, 18 \quad \forall k = 0, 1, 2, \dots, 133 \tag{5.11}$$

Geliştirilen model tüm isteklere cevap verebilecek niteliktedir. Ancak bu defa da problemin çözümünün elde edilmesi sorunu ortaya çıkmaktadır. Öncelikle değişken sayısı, tümü ikili (binary) değişken olmak üzere $18 \times 140 = 2520$ adettir. Çözüm için mutlaka bir çözücü yazılıma ihtiyaç vardır. Bundan daha önemlisi, (5.11) denklemi ile 2382 adet, (5.10) denklemi ile 90 adet, (5.9) denklemi ile 954 adet, (5.8) denklemi ile 90 ve nihayet (5.7) denklemi ile 140 adet olmak üzere toplam 3656 adet kısıt ortaya çıkmaktadır. Bu kadar çok kısıt ve değişkeni barındıran bir problemi

çözebilecek çözücünün maliyeti yüksek olduğundan başka çözüm yolları araştırılmıştır.

5.3 Okul Nöbetçi Subaylığı Problemi İçin Geliştirilen Sezgisel Yöntem

En azından uygun bir çözüm bulabilmek için problemi ardışık “atama problemleri” halinde çözmek düşüncesi benimsenmiştir. Bu yaklaşımda problem 10 parçaya bölünmekte, ve her parça ikişer haftalık (14 günlük) dilimleri kapsayacak şekilde ele alınmaktadır. Her alt probleme 18 subay içinden 14 subay alınmakta ve diğer dördü dışarıda tutulmaktadır. Her alt problemde 14 subay ve 14 nöbet söz konusu olduğundan her subaya birer nöbet verilecektir. Bu sayede herhangi bir subaya ayda iki defadan fazla nöbet verilmez. (Kural-2)

Her alt probleme hangi 14 subayın alınacağına karar vermek için tüm subaylar bir “L” listesi içinde sıraya dizilir. L listesinin hazırlanmasında bazı ek bilgiler daha bulunur. Tablo 5.5.’de hazırlanması gereken L listesi gösterilmektedir.

Tablo 5.5. Nöbet Sayıları

SUBAY	Toplam Nöbet Sayısı	Cumartesi ve Eşdeğeri Günler Nöbet Sayısı	Pazar ve Eşdeğeri Günler Nöbet Sayısı	Bir Önceki Alt problemde Yer Aldı mı? (0=Hayır)
A	5	1	1	0
B	6	1	1	0
C	6	1	2	0
D	7	1	2	0
E	7	1	2	0
F	7	1	2	0
G	7	1	2	0
H	7	1	2	0
I	8	2	1	0
J	8	2	1	0
K	8	2	1	0
L	9	2	1	0
M	9	2	1	0
N	9	2	1	0
O	9	2	1	0
P	9	2	1	0
R	9	2	1	0
S	10	2	1	0

Bu listenin hazırlanmasından sonra subaylar sıraya dizilir. Sıralama için birincil ölçü tutulması gereken toplam nöbet sayısıdır. Tutulması gereken toplam nöbet sayısına göre büyükten küçüğe doğru sıralama yapılır. Bu durumda başlangıç sıralaması ters kıdem sırası haline gelecektir. Çünkü hatırlanacağı üzere üst kıdemdeki subaylar daha az nöbet tutacaklardır. Bu ölçüt içinde eşitlikler halinde ikinci ve üçüncü sıralama ölçülerine başvurulur. İkinci sıralama ölçüsü Cumartesi ve eşdeğeri günlerde tutulması gereken nöbet sayıları, üçüncü ölçü ise Pazar ve eşdeğeri günlerde tutulması gereken nöbet sayılarıdır. Bu ölçülere göre sıraya dizilen subaylardan en üstten 14 tanesi alt atama problemine alınır. Alt problemin çözümünde bu 14 subayın her birine birer nöbet verilmiş olacaktır. Dolayısı ile L listesinde bu subayların tutması gereken toplam nöbet sayıları birer azaltılır. Ayrıca Cumartesi ve Pazar günleri kimlere nöbet atanmışsa o subayların Cumartesi veya Pazar günlerinde tutmaları gereken nöbet sayıları da birer azaltılır. Bilgilerin güncellenmesinden sonra yeniden sıralama yapılır ve en üstteki 14 subay bir sonraki alt atama problemine alınır. Bu işlem 10 alt problem çözülünceye kadar devam eder. Bu sıralama tekniği sayesinde her subay, tutması gereken toplam nöbet sayısına eşit sayıda alt probleme girecek, diğer zamanlarda dışarıda kalacaktır. Dolayısı ile tutulması gereken toplam nöbet sayıları sağlanmış olacaktır. (Kural-4)

Her alt problemin maliyet matrisinin elemanları muhtemel ders kayıp sayıları olacağından nöbetler atanırken en az ders kaybı isteği de sağlanmış olacaktır. Tablo 5.6.'da ilk alt problem için maliyet matrisinin bir bölümü gösterilmektedir.

Tablo 5.6. Alt Atama Problemi İçin Maliyet Matrisi

SUBAY	PZT	SALI	CRŞ	PRŞ	CU	CMT	PZ	PZT	SALI	CRŞ	PRŞ	CU	CMT	PZ
S	5	5	3	4	4	0	3	5	5	3	4	4	0	3
R	5	7	4	5	2	0	0	5	7	4	5	2	0	0
P	6	7	6	3	0	0	2	6	7	6	3	0	0	2
O	3	5	7	4	2	0	3	3	5	7	4	2	0	3
N	0	7	6	5	3	0	0	0	7	6	5	3	0	0
M	6	4	4	4	2	0	4	6	4	4	4	2	0	4
L	5	5	3	2	2	0	3	5	5	3	2	2	0	3
K	6	2	4	8	4	0	4	6	2	4	8	4	0	4
J	2	3	8	7	2	0	2	2	3	8	7	2	0	2
I	4	7	5	5	3	0	0	4	7	5	5	3	0	0

Çalışma günlerine ait maliyetler herhangi bir subaya o gün nöbet verilmesi durumunda oluşacak ders kayıplarını temsil eder. Tüm alt problemlerde çalışma günlerine ait maliyetler normal şartlarda sabit kalacaktır. Çalışma günlerine ait maliyetler için ders saati kayıpları yerine başka değerlerin atanması iki durumda söz konusudur. Bunlardan birincisi, çalışma günlerine denk gelen dini veya resmi tatil günleridir. Daha önce anlatıldığı gibi böyle özel günler Cumartesi veya Pazar günlerine eşdeğer kabul edilecektir. Cumartesi ve Pazar günleri için maliyetlerin belirlenmesine ilişkin işlemler aşağıda anlatılmaktadır.

Çalışma günlerinde ders saati kayıpları yerine farklı maliyetlerin atanması için ikinci neden ise nöbetlerin ardışık olmaması ve nöbet aralarında bir hafta sürenin olması (Kural-5) isteğidir. Her alt atama problemi 14 günlük (2 hafta) bir süreyi kapsar. Herhangi bir alt problemin çözümünde bu iki haftalık sürenin ikinci yarısında Cuma günü nöbet verilen bir subay varsayalım. Problemin çözümünden ve L listesinin güncellenmesinden sonra anılan subay bir sonraki alt probleme de dahil olabilir. Bir sonraki alt problemde aynı subaya hemen ilk haftalık kısımda Pazartesi günü nöbet verilmesi olasılığı vardır. Bu durumda üç gün arayla iki nöbet tutmak zorunda kalacaktır. Bunu engellemek için, ilk alt problemin ikinci haftalık kısmında nöbet atanan subaylar eğer bir sonraki alt probleme dahil olurlarsa, o zaman bir sonraki alt problemin ilk haftalık kısmında, belirli günler için onlara daha yüksek maliyetler atanmalıdır. Bunu gerçekleştirmek üzere aşağıdaki Tablo 5.7.'de verilen kurallar uygulanır:

Tablo 5.7. Ardışık Nöbetlerin Engellenmesi İçin Maliyetleme Kuralları

	BİR SONRAKİ ALT PROBLEMİN İLK HAFTALIK KISIMDA MALİYET STRATEJİSİ					
		PZT	SALI	CRŞ	PRŞ	CU
BİR ÖNCEKİ ALT PROBLEMİN İKİNCİ HAFTALIK KISIMDA NÖBET ALDIĞI GÜN	PZT	DY	DY	DY	DY	DY
	SALI	K	DY	DY	DY	DY
	ÇRŞ	K	K	DY	DY	DY
	PRŞ	K	K	K	DY	DY
	CU	K	K	K	K	DY
	CMT	K	K	K	K	K
	PZR	K	K	K	K	K

DY=DEĞİŞİKLİK YOK,
NORMAL DERS
KAYIBI SAATİ

K=EN YÜKSEK DERS
SAATİ KAYBININ İKİ
KATI BİR SABİT

Bu yöntem sayesinde muhtemel ardışık nöbetler önlenmeye ve nöbetler arasına bir haftalık boşluk konulması zorlanmaya çalışılmaktadır. Ancak bu işlem sadece bir sonraki alt problem için geçerlidir. Daha sonraki alt problem için anılan subayın maliyetleri yeniden normal ders saati kayıpları olacaktır.

Cumartesi günleri için maliyetler başlangıçta tüm subaylar için sıfır olarak alınmaktadır. Ertesi gün istirahat günü olması nedeniyle Pazar günleri için ise Pazartesi gününde kaybedilecek ders saatleri kadar maliyetler verilmektedir. Ancak her alt atama probleminin sonuçlarına göre Cumartesi ve Pazar günlerinin maliyetleri sürekli değiştirilmektedir. Bu değişiklikler, hem ardışık iki alt problemde (bir aylık süre) aynı subaya birden fazla hafta sonu nöbeti verilmemesi, hem de her subayın daha önceden belirlenmiş sayıda Cumartesi ve Pazar nöbeti tutmasını sağlamak için yapılmaktadır. Bu amaçla bir çeşit normalizasyon işlemi uygulanmaktadır. İşlemi açıklayabilmek için bazı tanımlar yapılacaktır:

CN : Subayların Cumartesi ve eşd. günleri tutmaları gereken nöbet sayıları kümesi

PN : Subayların Pazar ve eşd. günleri tutmaları gereken nöbet sayıları kümesi

Tablo 5.5'deki bilgilere göre 18 subaylık liste için CN ve PN kümeleri yazılırsa,

$$CN = \{ 1, 1, 1, 1, 1, 1, 1, 1, 2, 2, 2, 2, 2, 2, 2, 2, 2, 2 \} \quad (5.12)$$

$$PN = \{ 1, 1, 2, 2, 2, 2, 2, 2, 1, 1, 1, 1, 1, 1, 1, 1, 1, 1 \} \quad (5.13)$$

EC : CN kümesindeki elemanların en küçük ortak katı

EP : PN kümesindeki elemanların en küçük ortak katı

CS_i : (i.) subayın tutması gereken Cumartesi günü nöbetleri sayısı

PS_i : (i.) subayın tutması gereken Pazar günü nöbetleri sayısı

$ACS_{i,k-1}$: (i.) subaya (k-1) alt problemin çözümü sonunda atanan toplam Cumartesi ve eşdeğeri gün nöbet sayısı

$APS_{i,k-1}$: (i.) subaya (k-1) alt problemin çözümü sonunda atanan toplam Pazar ve eşdeğeri gün nöbet sayısı

CSM_{ik} : (i.) subayın (k.) alt problemdeki Cumartesi günlerine verilecek maliyet

$$CSM_{ik} = (ACS_{i,k-1}) * [(EC / CS_i)] * (\text{Yüksek bir sabit sayı}) \quad (5.14)$$

PSM_{ik} : (i.) subayın (k.) alt problemdeki Pazar günlerine verilecek maliyet

$$PSM_{ik} = (APS_{i,k-1}) * [(EP / PS_i)] * (\text{Yüksek bir sabit sayı}) \quad (5.15)$$

Yüksek bir sabit sayı K ile gösterilsin ve değeri 100 olarak atanmış olsun. Ayrıca ilk alt problemde (i.) subaya Cumartesi günü nöbet atanmış olsun. Bu subayın Cumartesi günleri tutması gereken nöbet sayısı ise 2 olsun. O halde bir sonraki alt problemde bu subayın Cumartesi günü maliyeti ,

$$CSM_{i2} = (1) * [(2 / 2)] * (100) = 100 \text{ olacaktır.}$$

Eğer bu subayın Cumartesi günü tutması gereken nöbet sayısı 1 olsaydı, o takdirde:

$$CSM_{i2} = (1) * [(2 / 1)] * (100) = 200 \text{ olacaktır.}$$

Bu işlem neticesinde bir sonraki alt problemde yeniden Cumartesi gününe nöbet atanması önlenirken, aynı zamanda alt problemler ardı ardına çözüldükçe uzun vadede her subayın tutması gereken Cumartesi nöbet sayılarına normalizasyon dengesi içinde ulaşılmaktadır. Aynı işlemler Pazar günü için de uygulanır. Pazar günü maliyet katsayıları da (5.15) denklemi ile bulunur.

Bununla beraber, bir önceki problemde bir subaya Cumartesi gününe nöbet verildiğinde hemen ardından gelen problemde bu defa da Pazar günü nöbet verilmesi olasılığı vardır. Bu istenmeyen bir durumdur. Çünkü anılan subaya bir aylık bir süre içinde bir Cumartesi, bir de Pazar günü nöbet atanmış olacaktır. Bunu önlemek için, eğer bir subaya bir önceki problemde Cumartesi nöbet atanmışsa yeni alt problemde anılan subayın Pazar günü için de (5.14) denklemi ile bulunan maliyet verilir, aksi halde (5.15) denklemi kullanılır. Yukarıda tüm ayrıntıları ile anlatılan sezgisel yöntem bir bütün halinde aşağıda özetlenmiştir:

Adım-1 : Hazırlık Aşaması. Nöbet tutacak subayların L listesini oluşturunuz. Planlama dönemi içinde resmi ve dini tatil günlerini belirleyerek o günleri Cumartesi veya Pazar eşdeğeri günleri olarak belirleyiniz. Listedeki subayların rütbe ve hizmet yıllarını dikkate alarak tutmaları gereken toplam nöbet sayısını, bu toplam nöbet sayısının içinden kaç adedini Cumartesi ve Pazar günlerinde tutacaklarını yukarıda anlatılan işlemleri kullanarak belirleyiniz.

Adım-2 : İlk Alt Problemin Oluşturulması ve Çözümü. Listeden en kıdemsiz 14 subayı seçerek 14 günlük atama problemini kurunuz. Maliyet katsayıları subayların haftalık ders saatlerine göre muhtemel ders kayıpları olarak belirlenecektir. İlk alt problemde Cumartesi günlerinin maliyet değerleri 0 olacaktır. Atama probleminin çözümünü bulunuz. Çözülen Problem Sayısı (CPS) = 1

Adım-3 : Çözülen en son atama problemin sonuçlarını dikkate alarak; problemde yer alan bütün subaylara birer nöbet atanmış olduğundan bu subayların tutmaları gereken toplam nöbet sayılarını birer düşürünüz. Cumartesi veya Pazar günlerine nöbet atanan subaylar için, tutmaları gereken Cumartesi veya Pazar nöbet sayılarını da bir düşürünüz. Yeni sayılara göre L listesinde subayları yukarıda belirtilen sıralama kurallarına göre yeniden sıralayınız. Listede en üst sıradaki 14 subay bir sonraki atama problem için seçiniz.

Adım-4 : Seçilen subaylar arasında bir önceki problemde de yer alanları belirleyiniz. Bir önceki alt problem çözümünde bu subaylara ikinci haftalık kısımda nöbet verilenler için ilgili çalışma günlerine ait maliyet katsayılarını Tablo 5.7’de olduğu gibi belirleyiniz. Diğer tüm maliyet katsayıları muhtemel ders kayıpları olarak belirlenecektir.

Adım-5 : Cumartesi ve Pazar günlerine ait maliyet katsayıları ise (5.14) ve (5.15) denklemlerini kullanarak belirleyiniz.

Adım-6 : Alt atama problemini çözünüz. Çözülen problem sayısını bir arttırınız. $CPS = CPS + 1$. Eğer $CPS \geq 10$ ise problemin çözümü bitmiştir. Aksi halde Üçüncü adıma dönünüz.

Bu sezgisel yöntem ile problemin çözümü elde edilebilmektedir. Daha önce elle ilgili subay tarafından hazırlanan geçmiş döneme ait nöbet çizelgeleri ile yukarıda anlatılan yöntemle yapılan çözümler karşılaştırılmıştır. Karşılaştırma sonuçları Tablo 5.8.'de verilmiştir:

Tablo 5.8. Çözümlerin Karşılaştırılması

	Daha Önce Elle Yapılan Nöbet Çizelgeleri	Geliştirilen Yöntem ile Çözüm
Ders Kayıpları Toplamı	576 ders saati	493 ders saati
Ayda ikiden fazla nöbet yazılması	2 kez	-
Ayda birden fazla hafta sonu nöbeti	1 kez	-
Bir hafta içinde aynı subaya birden fazla	3 kez	-

Tablo 5.8.'den de görüleceği üzere geliştirilen yöntem elle yapılan çözümlerden daha iyi sonuçlar vermektedir. Ders saati kayıplarından 83 saat kazanç sağlanarak %14.4 oranında performans artışı olanağı ortaya çıkmıştır. Aynı planlama döneminde Deniz Harp Okulu'ndaki toplam planlı ders saati 15360 olup, nöbetlerden kaynaklanan kayıp oranı eskiden %3.75 iken, geliştirilen yöntem bu oranı %3.20 oranına düşürmektedir. Asıl önemli gelişme ise subayların nöbet sayıları ve dağılımları hakkındaki iyileşmedir. Tutulması gereken nöbet sayısı ve rütbe orantısı yeni geliştirilen yöntemde şikayetlerin hissedilir derecede azalmasını sağlamıştır. Çünkü dağılım prensipleri onlarla beraber kararlaştırılmış ve sayısal olarak hesaplanarak şeffaf bir biçimde ortaya konmuştur.

Geliştirilen yöntem ile problem çözülürken ortaya çıkan alt problemler klasik atama problemidir. Alt problemleri çözebilmek için çok bilinen Macar yöntemi kullanılmak istenmiştir. Ancak Macar yönteminde maliyet matrisi üzerinde sıfır elemanlarını kapatmak üzere çizilmesi gereken en az sayıda çizginin nasıl çizileceği konusunda sistematik bir yol tarif edilmediğinden atama problemi ile ilgilenilmeye başlanmıştır. Aşağıdaki bölümde atama problemi irdelenmektedir. Önce problem ayrıntılı olarak tanımlanmakta, tarihsel gelişim içinde çözüm yöntemleri tanıtılmaktadır. Daha sonra ise Macar yönteminin tamamlayıcısı olarak yeni bir çözüm yaklaşımı tarif edilmektedir.

5.4 Atama Problemi İçin Bir Çözüm Yöntemi Önerisi

Bu bölümde Yöneylem Araştırması'nda en çok tanınan problemlerden biri olan "Atama" (Assignment) problemi ele alınacaktır. Bu bölümdeki çalışmanın konusu, atama problemin çözümü için yine çok bilinen Macar çözüm yöntemini tamamlayıcı yönde bir çözüm yöntemi önerisidir. Bu konu, yukarıda anlatılan nöbet atama problemi üzerinde çalışılırken ortaya çıkan bir yan ürün gibi düşünülebilir. Sonuçta özgün bir yöntem önerilmektedir.

5.4.1 Problemin Tarifi

Atama probleminde yapılması gereken (m) adet görev vardır. Bu görevleri yapmaları için de (m) ayrı kişi bulunmaktadır. Herhangi bir (i) kişinin (j) görevine verilmesi durumunda (c_{ij}) maliyeti doğmaktadır. Her göreve mutlaka bir kişinin verilmesi ve bir kişinin sadece tek bir göreve atanması koşuluyla en küçük toplam maliyetle bir görevlendirme planı yapılması istenmektedir. Diğer bir deyişle, en küçük toplam maliyeti doğuracak birebir kişi-görev eşleşmesinin bulunması istenmektedir. Bu problemin matematiksel modeli,

$$x_{ij} = \begin{cases} 1 & \text{Eğer i. kişi j. göreve atanacaksa} \\ 0 & \text{Eğer i.kişi j.göreve atanmayacaksa} \end{cases}$$

$$\text{Min. } \sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^m c_{ij} x_{ij} \quad (5.16)$$

$$\text{s.t. } \sum_{j=1}^m x_{ij} = 1 \quad \forall i = 1, 2, \dots, m \quad (5.17)$$

$$\sum_{i=1}^m x_{ij} = 1 \quad \forall j = 1, 2, \dots, m \quad (5.18)$$

$$x_{ij} = 0 \text{ veya } 1 \quad \forall i = 1, 2, \dots, m \quad \forall j = 1, 2, \dots, m \quad (5.19)$$

Matris formunda ifade etmek gerekirse,

$$\begin{aligned} &\text{Min. } \mathbf{C X} \\ &\text{s.t. } \mathbf{A X} = \mathbf{1} \\ &\quad x_{ij} = 0 \text{ veya } 1 \quad \forall i, j \quad \begin{matrix} i = 1, 2, \dots, m \\ j = 1, 2, \dots, m \end{matrix} \end{aligned} \quad (5.20)$$

Metinde karışıklığa yol açmamak için bundan sonra kalın baskıyla olarak yazılan harfler matris veya vektörleri gösterecektir. Yukarıdaki gösterim biçimindeki matrisler de:

$$\mathbf{X} = (x_{11}, x_{12}, \dots, x_{1m}, x_{21}, x_{22}, \dots, x_{2m}, x_{31}, x_{32}, \dots, x_{3m}, \dots, x_{mm})^t \quad (m^2 \text{ boyutlu})$$

$$\mathbf{C} = (c_{11}, c_{12}, \dots, c_{1m}, c_{21}, c_{22}, \dots, c_{2m}, c_{31}, c_{32}, \dots, c_{3m}, \dots, c_{mm}) \quad (m^2 \text{ boyutlu})$$

$$\mathbf{1} = (1, 1, 1, \dots, 1)^t \quad (2m \text{ boyutlu vektör})$$

$$\mathbf{A} = \begin{bmatrix} \mathbf{1} & 0 & 0 & \dots & 0 \\ 0 & \mathbf{1} & 0 & \dots & 0 \\ 0 & 0 & \mathbf{1} & \dots & 0 \\ \vdots & & & & \vdots \\ 0 & 0 & 0 & \dots & \mathbf{1} \\ \mathbf{I} & \mathbf{I} & \mathbf{I} & \dots & \mathbf{I} \end{bmatrix} \quad 2m \times m^2$$

Burada

$\mathbf{1}$: m boyutlu ve tüm elemanları 1 olan vektör

$\mathbf{I}$: mxm boyutlarında birim matris

Örnek olarak Tablo 5.9.'da maliyet matrisi verilen problemi ele alacak olursak:

Tablo-5.9 Örnek Maliyet Matrisi

2	5	7
4	2	1
2	6	5

(= c_{ij})

$$\text{Min.} \quad 2x_{11} + 5x_{12} + 7x_{13} + 4x_{21} + 2x_{22} + 1x_{23} + 2x_{31} + 6x_{32} + 5x_{33}$$

$$\text{s.t.} \quad x_{11} + x_{12} + x_{13} = 1$$

$$x_{21} + x_{22} + x_{23} = 1$$

$$x_{31} + x_{32} + x_{33} = 1 \quad (5.21)$$

$$x_{11} + x_{21} + x_{31} = 1$$

$$x_{12} + x_{22} + x_{32} = 1$$

$$x_{13} + x_{23} + x_{33} = 1$$

$$\mathbf{X} = (x_{11}, x_{12}, x_{13}, x_{21}, x_{22}, x_{23}, x_{31}, x_{32}, x_{33})^t$$

$$\mathbf{C} = (c_{11}, c_{12}, c_{13}, c_{21}, c_{22}, c_{23}, c_{31}, c_{32}, c_{33})$$

$$\mathbf{1} = (1, 1, 1, 1, 1, 1, 1, 1, 1)^t$$

$$A = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix}$$

Burada hemen A matrisinin önemli bir özelliğini vurgulamak gerekmektedir. A matrisi “totally unimoduler” bir karaktere sahiptir. Diğer bir deyişle, A matrisinin her alt kare matrisinin determinantı ya -1 veya $+1$ veya 0 değerini almaktadır (Bazaraa ve diğ., 1990). Eğer bir tamsayı programlama probleminde kısıtlara ait katsayı matrisi “totally unimoduler” ise ve sağ taraf vektörü tamsayı elemanlardan oluşmuşsa, o takdirde tüm temel çözümler de tamsayı olacaktır. Dolayısı ile böyle bir problemin tamsayı olma kısıtları kaldırılarak simpleks yöntemle çözüldüğünde bulunan optimal sonuç, tamsayı problemin de optimal sonucu olacaktır. Atama problemi bu tarife uyan bir problemidir. O halde, orijinal olarak bir tamsayı programlama problemi olan Atama probleminde değişkenlerin 0 veya 1 olma kısıtları kaldırılarak simpleks yöntemle çözüldüğünde tamsayı çözümü de bulunmuş olur. Bu nokta dikkate alınarak atama probleminin matematiksel modeli yeniden yazılırsa,

$$\begin{aligned} \text{Min. } & \mathbf{C X} \\ \text{s.t. } & \mathbf{A X} = \mathbf{1} \\ & \mathbf{X} \geq \mathbf{0} \end{aligned} \quad (5.22)$$

Bundan sonra yukardaki model “Primal Problem” olarak adlandırılacaktır. Primal problemin dual modeli,

$$\begin{aligned} \text{Max. } & \mathbf{w}^* \mathbf{1} \\ \text{s.t. } & \mathbf{w A} \leq \mathbf{C} \\ & w_j \text{ sınırlanmamış} \quad \forall j = 1, 2, \dots, 2m \end{aligned} \quad (5.23)$$

Bu model de ilerleyen bölümlerde “Dual Problem” olarak çağırılacaktır. Tablo-5.1’de maliyet matrisi verilen örnek problemin dual’i yazılmak istenirse,

$$\begin{aligned}
& \text{Max.} \quad w_1 + w_2 + w_3 + w_4 + w_5 + w_6 \\
& \text{s.t.} \quad w_1 + w_4 \leq 2 \\
& \quad \quad w_1 + w_5 \leq 5 \\
& \quad \quad w_1 + w_6 \leq 7 \\
& \quad \quad w_2 + w_4 \leq 4 \\
& \quad \quad w_2 + w_5 \leq 2 \\
& \quad \quad w_2 + w_6 \leq 1 \\
& \quad \quad w_3 + w_4 \leq 2 \\
& \quad \quad w_3 + w_5 \leq 6 \\
& \quad \quad w_3 + w_6 \leq 5 \\
& \quad \quad w_j \text{ sınırlandırılmamış} \quad \forall j = 1, 2, \dots, 6
\end{aligned} \tag{5.24}$$

Modeli daha sade yazabilmek adına, $\mathbf{w}$ dual değişkenleri farklı bir biçimde ifade edilmeye çalışılırsa: w_1, w_2, w_3 için sırasıyla u_1, u_2, u_3 değişkenlerini; w_4, w_5, w_6 için ise yine sırasıyla v_1, v_2, v_3 değişkenlerini kullanalım. Bu durumda örnek dual problem:

$$\begin{aligned}
& \text{Max.} \quad \sum_{i=1}^3 u_i + \sum_{j=1}^3 v_j \\
& \text{s.t.} \quad u_i + v_j \leq c_{ij} \quad \forall i, j = 1, 2, 3 \\
& \quad \quad u_i, v_j \text{ sınırlandırılmamış} \quad \forall i, j = 1, 2, 3
\end{aligned} \tag{5.25}$$

biçiminde daha derli toplu yazılabilecektir. Bu ifade biçimi genelleştirilirse dual problem aşağıdaki biçimde ifade edilir:

$$\begin{aligned}
& \text{Max.} \quad \sum_{i=1}^m u_i + \sum_{j=1}^m v_j \\
& \text{s.t.} \quad u_i + v_j \leq c_{ij} \quad \forall i, j = 1, 2, \dots, m \\
& \quad \quad u_i, v_j \text{ sınırlandırılmamış} \quad \forall i, j = 1, 2, \dots, m
\end{aligned} \tag{5.26}$$

5.4.2. Klasik Çözüm Yöntemleri

Yukarıda kısaca tarifi yapılan Atama probleminin çözümü birçok değişik yolla elde edilebilir. Örneğin kısıtlara uyan tüm alternatifler belirlenerek aralarından en küçük maliyete sahip olan seçilirse çözüm elde edilmiş olur. Ancak dikkat edilirse, Atama probleminde ($m!$) uygun geçerli çözüm bulunmaktadır. Problemin büyüklüğü (m) arttıkça, uygun geçerli çözüm sayısı çok büyük bir hızla artacaktır. Örnek olarak $m = 100$ olduğunda uygun çözüm alternatifi sayısı $100! = 9.33 \times 10^{157}$ olacaktır. Bu olağanüstü çok sayıdaki uygun alternatiflerin herbirinin teker teker belirlenmesi bilgisayarda dahi oldukça uzun bir zaman gerektirecektir.

Diğer bir çözüm yöntemi Primal Problemi simpleks yöntemle çözmektir. Primal problemde kısıtlar “eşitlik” halinde olduğundan (2m) yapay (artificial) değişken eklenerek klasik yöntemlerle çözüme gidilebilir. Primal problemin simpleks yöntemle çözümünden bahsederken, hemen bir başka çözüm yolu daha gündeme gelmektedir. Eğer Atama problemini bir “Ulaştırma - Transportation” problemi olarak ele alırsak (ki aslında Atama problemi, Ulaştırma probleminin satır sayısının sütun sayısına eşit olduğu ve sağ taraf değerlerinin 1 olduğu özel bir halidir), o zaman simpleks yöntemin doğrudan maliyet matrisi üzerindeki uygulaması olan “Ulaştırma Tekniği” (Transportation Technique) ile problemi çözmek mümkündür. Bu durumda sadece (mxm) boyutlarında bir matris üzerinde işlemler yürütülecektir. Bununla beraber Ulaştırma Tekniği ile çözüm yapılırken bir sorunla karşı karşıya kalınacaktır. Bilindiği gibi Ulaştırma Tekniği’nde, önce başlangıç temel uygun çözüm bulunur. Bu amaçla Kuzey Batı Köşesi Yöntemi, Vogel Yaklaşım Yöntemi veya En Küçük Maliyet Yöntemi gibi yöntemler kullanılır. Atama problemi Ulaştırma tekniği ile çözülmeye çalışıldığında başlangıç temel uygun çözüm için hangi yöntem kullanılırsa kullanılsın **dejenere** bir problemle karşı karşıya kalınır ve devamında her iterasyonda temel çözümler daima dejenere kalır. Bunun sebebi Atama probleminin özel yapısıdır. Kolaylıkla gösterilebilir ki $\text{rank}(A) = 2m-1$ ’dir. Bunun anlamı, temel çözümlerde en fazla $2m-1$ adet karar değişkeni bulunacaktır. Diğer taraftan, problemin kısıtlarının getirdiği bir zorunluluk gereği temel değişkenlerden sadece (m) tanesi sıfırdan farklı pozitif değer almalıdır. Geri kalan (m-1) değişken sıfır değeri ile temel çözüm içinde görünecektir. Bu durum yüksek derecede dejenere bir problemle karşı karşıya olduğumuza işaret eder. Yüksek

dereceli dejenarasyon durumu, Primal problemi simpleks yöntemle çözmeye çalıştığımızda da karşımıza çıkacaktır. Simpleks yöntemde veya Ulaştırma Tekniğinde her ne kadar dejenarasyon hali büyük bir sorun teşkil etmese de, amaç fonksiyonunu geliştirmeyen, bir nevi boşa geçen iterasyonlarla (pivot işlemleri) ile uğraşmamız gerekeceği açıktır. Deneysel çalışmalarda rapor edilen bir saptamaya göre $m \geq 500$ olduğunda, çözüm için simpleks yöntem kullanılıyorsa, iterasyonların %90'ı dejenere pivotlarla geçmektedir (Bazaraa ve diğ., 1990).

Diğer bir çözüm yolu ise, Dual problemi simpleks yöntemle çözmektir. Dual problemde değişkenler “sınırlandırılmamış” olduğundan simpleks yöntemi uygulayabilmek için değişkenlerde aşağıdaki dönüşümü yapmak gerekir.

$$u_i = u_i' - u_i'' \quad \forall i = 1, 2, \dots, m \quad \text{ve} \quad v_j = v_j' - v_j'' \quad \forall j = 1, 2, \dots, m$$

Bu değişimle birlikte, kısıt sayısı kadar, yani (m^2) adet dolgu (slack) değişken ekleyerek Dual problemin simpleks çözümüne geçilebilir. Yüksek dereceli dejenarasyon durumu bu çözüm yolunda da karşımıza çıkacaktır.

Buraya kadar anlatılan klasik çözüm yöntemleriyle bilgisayar çözümleri dikkate alındığında, (m) sayısı arttıkça hızla artan hafıza gereksinimi ve yüksek dejenarasyon hali nedeniyle artan işlem süresiyle karşı karşıya olduğumuz açıktır. Bu nedenle klasik yöntemlerden farklı, ancak onların özelliklerini kullanan özel çözüm yöntemleri de bulunmaktadır.

5.4.3. Özel Çözüm Yöntemleri

Barr ve diğ. (1977) tarafından önerilen “Değişen Yol Temeli” (Alternating path basis) ismi verilen çözüm yöntemi primal simpleks yöntemine dayanan bir çalışmadır. Problemi network simpleks algoritması ile çözerken, sadece “kuvvetli olanaklı çözümler” (strongly feasible bases) araştırıldığından dejenere pivotlardan sakınılmaktadır. Böylece, işlem süresi açısından primal-simpleks yönteminin klasik uygulamasına göre işlem süresi açısından 25%'e varan oranlarda tasarruf edildiği rapor edilmiştir. Primal Simpleks tabanlı diğer çalışmalar ise Akgül (1986) ve Hung (1983) tarafından ortaya konmuştur.

Glover ve Klingman (1986) tarafından rapor edilen çalışmada ise “Ardışık en kısa yol “ (Successive shortest path) ismi verilen çözüm yöntemi geliştirilmiştir. Problem ardı ardına çözülecek en kısa yol problemi biçiminde modellenerek çözülmektedir. Bu yeni yaklaşımın işlem zamanı açısından yukarıda bahsedilen alternating path basis algoritmasından çok daha hızlı olduğu gösterilmiştir.

Balinski (1985,1986) Atama probleminin özelliklerini ve çözüm bölgesini tarif ederek Dual-Simpleks tabanlı bir algoritma geliştirmiş, ayrıca dual-simpleks tabanlı algoritmaların primal-simpleks tabanlı algoritmalarla karşı daha uygun olduğunu göstermiştir.

Atama probleminin çözümü yönünde yukarıdaki çalışmalardan başka daha birçok özel çözüm yöntemi geliştirilmiştir. Bu çalışmalar genellikle dual veya primal simpleks yöntemi için daha akıllıca pivot seçimlerini hedef almaktadır. Diğer bir grup çalışmada ise ağ teorisi bilgileri ile problemi farklı biçimde modelleyerek çözme gayreti görülmektedir. Ancak birçoğu karmaşık işlemlere dayanmakta ve temel olarak çözüm hızı üzerinde yarışmaktadırlar. Ancak hiçbiri Macar çözüm yöntemi kadar bilinmezler. Bu yöntem neredeyse Atama problemi ile adı birlikte anılacak kadar tanınmaktadır. Bu nedenle çok bilinmesine rağmen Macar çözüm yöntemi yeniden kısaca tanıtılacaktır. Bu çalışmanın konusu olan çözüm yöntemi önerisi Macar çözüm yönteminin üzerine kurulduğundan bu kısa tanıtım gerekli görülmektedir.

5.4.4. Macar Çözüm Yöntemi (Hungarian Method)

Macar çözüm yöntemi, H.W.Kuhn (1955) tarafından geliştirilmiş sade, kolayca anlaşılabilen ve son derece etkili bir çözüm yöntemidir. Macar yöntemi aşağıdaki biçimde ifade edilmektedir:

Adım-1 : Maliyet matrisinin her satırı için, satırdaki en küçük değere sahip elemanı satırdaki tüm elamanlardan çıkarınız.

Adım-2 : Yukarıdaki işlemten sonra maliyet matrisinin her sütunu için, sütundaki en küçük değere sahip elemanı sütundaki tüm elamanlardan çıkarınız.

Adım-3 : Yukarıdaki işlemlerden sonra matrisin yeni durumuna “indirgenmiş matris” denilmektedir. İndirgenmiş matris üzerinde oluşan sıfır elemanlarını kapatmak üzere gerekli satır ve sütunların üzerine çizgi çekiniz. En az sayıda çizgi kullanılmalıdır. Eğer kullanılan en az çizgi sayısı maliyet matrisinin boyutu olan (m) sayısına eşitse o takdirde en iyi çözüm bulunmuş demektir. İşlemi durdurunuz, Aksi halde Adım-4’e gidiniz.

Adım-4 : Sıfır elemanlarını kapatmak için satır ve sütunlar üzerine çizilmiş çizgilerin üzerinden kapatmadığı elemanlar arasından en küçük değere sahip olanını bulunuz. Bu değeri üzerinden çizgi geçmeyen tüm elemanlardan çıkarınız, ve üzerinden iki çizgi geçen elemanlara ekleyiniz. Yeni bir indirgenmiş matris elde edilmiştir. Adım-3’e dönünüz.

Görüldüğü gibi Macar yönteminin sade anlatımı ve özellikle küçük problemler için kolayca uygulanabilirliği dikkat çekicidir. Simpleks yöntemin ihtiyaç duyduğu ve bilgisayar hafızası ihtiyacını arttıran yapay değişkenlerin eklenmesi ve dejenarasyon problemiyle uğraşmadan doğrudan maliyet matrisi üzerinde işlem yapmaktadır. Bununla birlikte problem büyüklüğü arttıkça, bilgisayarda çözüm gündeme geldiğinde, üçüncü adımda istenen tüm sıfır elemanları kapatmak üzere en az sayıda çizgilerin çizilmesi işi için sistematik bir yöntemin tarif edilmesi gerekmektedir.

Problemin büyüklüğü arttıkça ve matris üzerinde sıfır eleman sayısı çoğaldıkça sıfır elemanları kapatmak üzere gereken en az sayıda çizgi sayısının ne olduğu ve bu çizgilerin maliyet matrisinde hangi satır ve sütunlar üzerine çizilmesi gerektiği konusunda literatürde çeşitli çalışmalar rapor edilmiştir.

Bunlardan ilki Gillett (1976) tarafından önerilen basit ve etkili bir sezgisel yöntemdir. Küçük problemler için kolay ve basitçe uygulanabilir bir yapıdadır. Bu çalışmada Macar yöntemi biraz değiştirilerek işlemler yürütülmektedir. Diğer bir yöntem ise Bazaraa (1990) tarafından önerilen en yüksek ağ akış yöntemidir. Bu yaklaşımda bir çizge $G(V,E)$ çizgesi kurulmaktadır. Maliyet matrisindeki satırları $1,2,3,...,m$ düğümleri temsil eder. Sütunları ise $m+1, m+2, m+3,...,2m$ düğümleri temsil etmektedir. Eğer indirgenmiş matriste (i, j) elemanı sıfır ise o zaman (i) düğümü ile $(m + j)$ düğümü arasında bir bağ çizilmektedir. Bu düğümlere ek olarak

bir kaynak K düğümü ile bir son S düğümü daha ağa eklenmektedir. K düğümü ile satırları temsil eden tüm düğümler arasında bağlar çizilir. Aynı şekilde S düğümü ile sütunları temsil eden tüm düğümler arasında bağlar çizilir. Bu şekilde oluşan ağ üzerindeki tüm bağların akış kapasiteleri 1 birim olarak sınırlandırılır. Bu ağda K düğümünden S düğümüne en yüksek akış miktarı Macar yönteminde üçüncü adımda gereken en sayıdaki çizgi sayısını vermektedir. Ayrıca bu ağ akış problemi bilinen etiketleme yöntemi ile çözülürse, üzerinden akış geçen düğümler maliyet matrisinde çizgilerin çekileceği satır ve sütunları vermektedir. Ancak Macar yönteminin her döngüsünde maliyet matrisini bırakıp yeni bir ağ kurmak ve bu ağ üzerinden geçecek en yüksek akış miktarını hesaplamak gerekecektir. Oysa Gillett'in yönteminde işlemler maliyet matrisi üzerinde yürütülmektedir.

Diğer bir yöntem ise Papadimitrou ve Steiglitz (1982) tarafından önerilen “ikiye ayrılabilir çizgelerde ağırlıklı eşleme” (weighted matching problem in bipartite graphs) yöntemidir. Bu yöntem oldukça karmaşık olup derinlemesine ağ bilgisi ve ağırlıklı eşleme yöntemine aşina olmayı gerektirmektedir. Bu yaklaşımda da bir ağ kurularak düğümler arasında eşleme yapılmak suretiyle Macar yöntemindeki maliyet matrisi üzerine çizilecek çizgilerin sayısı ve ne hangi satır/sütunların üzerine çizilmesi gerektiği bulunmaya çalışılmaktadır.

Lotfi (1989) tarafından gerçekleştirilen çalışmada Gillett yönteminin sakıncalı yönleri gösterilmiş ve bu yöntemin belirli problemler için çalışmayacağı ispat edilmiştir. Ayrıca Bazaara ve diğ.(1990) tarafından önerilen en yüksek ağ akış yönteminin doğrudan maliyet matrisi üzerinde uygulaması olan bir yöntem önermiştir. Bu yöntemde maliyet matrisine yeni bazı sütun ve satırlar eklenerek en yüksek ağ akış problemi bu yeni eklenmiş matris üzerinde çözülmekte ve buna göre maliyet matrisi üzerinde çizilecek çizgiler bulunmaktadır. Ancak yöntem, kendisi gibi maliyet matrisi üzerinde çalışan Gillet yönteminden daha karmaşıktır.

5.4.5. Geliştirilen Çözüm Yöntemi

Bütün bu çalışmaların arasında, Macar yönteminin ruhuna da uygun olacak şekilde, maliyet matrisinin üzerinden ayrılmadan işlemleri yürütecek daha sade ve kolay anlaşılabilir bir yöntem üzerinde çalışılmıştır. Geliştirilen çözüm yönteminde ilk iki adım Macar yöntemindeki ilk iki adımla aynıdır. Macar yönteminin üçüncü

adımı ona uygun sade bir şekilde çizgilerin sistematik bir yöntemle çizilmesini sağlayacak bir yöntemle tamamlanmaktadır. Yöntemin ayrıntıları aşağıdadır:

Adım-1 : Maliyet matrisinin her satırı için, satırdaki en küçük değere sahip elemanı satırdaki tüm elamanlardan çıkarınız.

Adım-2 : Yukarıdaki işlemten sonra maliyet matrisinin her sütunu için, sütundaki en küçük değere sahip elemanı sütundaki tüm elamanlardan çıkarınız.

Adım-3 : Yukarıdaki işlemlerden sonra elde edilen indirgenmiş matriste;

Adım 3.1: Matriste her satırda ve her sütundaki sıfır eleman sayılarını bularak bu sayıları matriste satır ve sütunların karşısına yazınız.

Adım 3.2: Sıfır eleman sayısı 1 olan her sütundaki sıfır elemanının bulunduğu satıra yatay bir çizgi çiziniz. Bu satıra çizgi çekildiğinde üzeri çizilen sıfır elemanları nedeniyle ilgili sütunlardaki sıfır eleman değerlerini birer düşürünüz. Bu işlemi sıfır eleman sayısı 1 olan hiçbir sütun kalmayıncaya kadar devam ediniz.

Adım 3.3: Yukarıdaki işlemin aynısını satırlar için yapınız. Sıfır eleman sayısı 1 olan her satırdaki sıfır elemanı hangi sütunda ise o sütuna dikey çizgi çiziniz. Bu sütuna çizgi çekildiğinde üzeri çizilen sıfır elemanları nedeniyle ilgili satırlardaki sıfır eleman değerlerini birer düşürünüz. Bu arada 3.2 adımda çizilen yatay çizgiler eğer sıfır eleman sayısı 1 olan bir satıra çizilmişse bu yatay çizgileri kaldırınız.

Adım.3.4. Hala üzeri kapatılmamış sıfır elemanları varsa, bu sıfır elemanlarını barındıran sütun ve satır sayısını bulunuz. Sütun sayısı fazla ise tüm sıfırları yatay çizgilerle kapatınız. Aksi takdirde tümünü dikey çizgilerle kapatınız. Tüm sıfırlar en az çizgi ile kapatılmıştır. Eğer çizgi sayısı (m) ise işlemi durdurunuz. Aksi takdirde Adım-4'e gidiniz.

Adım-4 : Sıfır elemanlarını kapatmak için satır ve sütunlar üzerine çizilmiş çizgilerin kapatmadığı elemanlar arasından en küçük değere sahip olanını bulunuz. Bu değeri üzerinden çizgi geçmeyen tüm elemanlardan çıkarınız, ve üzerinden iki çizgi geçen elemanlara ekleyiniz. Yeni bir indirgenmiş matris elde edilmiştir. Adım-3'e dönünüz.

Geliştirilen bu yöntem ile Macar yönteminin üçüncü adımındaki boşluk daha sade ve kolay anlaşılabilir bir şekilde doldurulmaktadır. Diğer tüm yöntemler (Gillett hariç) önerilen bu yöntemden daha karmaşık işlemleri içermektedir ve okuyucuya anlatması zordur. Oysa bu yöntemde basit komutlar ile işlem yürütülmektedir. Uygulama ve anlaşılma bakımından Lotfi'den daha sade olup Gillett yöntemine karşı da hayli iddialıdır, ayrıca onun belirli problemlerde girdiği sonsuz döngülere düşmemektedir. Yöntem ile birçok test problemi çözülerek sonuçları diğer yöntemlerle elde edilen sonuçlarla karşılaştırılmıştır. (60*60) boyutlarına kadar yüze yakın rassal test problemlerinde her zaman doğru sonuçları bulmuştur. Çözüm süreleri konusunda yapılan ölçümlerde ise anılan diğer iki yöntemle göre durumu kötü değildir. Aşağıda Tablo 5.10.'da çözüm sürelerine ilişkin karşılaştırmalar verilmiştir. Tablo 5.10.'da verilen problem boyutlarının her birinden rastgele türetilmiş 100'er adet problem her üç yöntemle de çözülmüş ve çözüm sürelerinin ortalamaları alınmıştır.

Tablo 5.10 Çözüm Süreleri Karşılaştırması

Çözüm Yöntemine Göre Çözüm Süreleri (ms)	Problem Boyutu	
	(60*60)	(100*100)
Gillett	92 ms	879 ms
Lotfi	227 ms	2680 ms
i		
Geliştirilen Yöntem	196 ms	2710 ms

Geliştirilen yöntem ile örnek bir problemlerin çözümleri aşağıda verilmiştir. Örnek m=10 boyutunda ve geliştirilen yöntemin tüm ayrıntılarını ortaya çıkaran bir örnektir. Maliyet matrisi Tablo 5.11.'da verilmiştir.

Tablo-5.11 Önerilen Çözüm Yöntemi İçin Örnek Problem

18	14	28	16	15	8	12	27	7	23
7	30	11	24	18	18	20	10	8	9
30	7	30	10	23	12	22	13	17	14
22	30	7	22	16	29	7	25	24	7
7	25	29	7	15	7	9	7	11	12
16	10	12	24	7	13	18	11	16	19
9	21	7	19	10	28	7	9	29	7
30	15	27	18	9	19	8	30	7	12
21	7	16	25	24	20	22	26	19	8
26	18	26	17	8	16	16	11	7	13

Yöntemin ilk adımında her satırda en küçük elemanın değeri o satırın tüm elemanlarından çıkarılır. İkinci adımda, her sütunda en küçük elemanlar bulunur, bu elemanlar sıfır değilse, o sütunun tüm elemanlarından çıkarılır. Bu işlemlerden sonra Tablo 5.12.'deki indirgenmiş matris elde edilir.

Tablo-5.12 İndirgenmiş Matris

11	7	21	9	8	1	5	20	0	16	1
0	23	4	17	11	11	13	3	1	2	1
23	0	23	3	16	5	15	6	10	7	1
15	23	0	15	9	22	0	18	17	0	3
0	18	22	0	8	0	2	0	4	5	4
9	3	5	17	0	6	11	4	9	12	1
2	14	0	12	3	21	0	2	22	0	3
23	8	20	11	2	12	1	23	0	5	1
14	0	9	18	17	13	15	19	12	1	1
19	11	19	10	1	9	9	4	0	6	1
2	2	2	1	1	1	2	1	3	2	

Adım 3.1'de indirgenmiş matrisin her satırdaki ve sütundaki sıfır eleman sayıları bulunarak karşılıklarına yazılır. Adım 3.2.'de ise sıfır eleman sayısı 1 olan her sütundaki sıfır elemanın bulunduğu satıra yatay bir çizgi çizilir. Örnekte dördüncü sütunun sıfır eleman sayısı 1 olduğundan, sıfır elemanın bulunduğu satıra çizgi çekilmiştir. Çizginin çekilmesi Tablo 5.13.'de gösterilmektedir.

Tablo-5.13 Yatay Çizgilere Başlangıç

11	7	21	9	8	1	5	20	0	16	1
0	23	4	17	11	11	13	3	1	2	1
23	0	23	3	16	5	15	6	10	7	1
15	23	0	15	9	22	0	18	17	0	3
0	18	22	0	8	0	2	0	4	5	4
9	3	5	17	0	6	11	4	9	12	1
2	14	0	12	3	21	0	2	22	0	3
23	8	20	11	2	12	1	23	0	5	1
14	0	9	18	17	13	15	19	12	1	1
19	11	19	10	1	9	9	4	0	6	1
~~2~~	2	2	~~1~~	1	~~1~~	2	~~1~~	3	2	
1			0		0		0			

Çizgi çekilen satırda üzeri çizilen sıfır elemanları nedeniyle ilgili sütunlardaki sıfır eleman değerlerini birer düşürülür. Bu işlemden sonra indirgenmiş matriste yeniden sıfır eleman sayısı bir olan bir sütun seçilerek aynı işlem yapılır. Örnekte birinci sütunun sıfır eleman sayısı 1'e düşmüş olduğundan seçilebilir. Birinci sütunda yer alan sıfır elemanın bulunduğu ikinci satıra çizgi çekilir. Çizginin çekilmesi Tablo 5.14.'de gösterilmektedir.

Tablo-5.14 Yatay Çizgilerin Devamı

11	7	21	9	8	1	5	20	0	16	1
0	23	4	17	11	11	13	3	1	2	1
23	0	23	3	16	5	15	6	10	7	1
15	23	0	15	9	22	0	18	17	0	3
0	18	22	0	8	0	2	0	4	5	4
9	3	5	17	0	6	11	4	9	12	1
2	14	0	12	3	21	0	2	22	0	3
23	8	20	11	2	12	1	23	0	5	1
14	0	9	18	17	13	15	19	12	1	1
19	11	19	10	1	9	9	4	0	6	1
~~1~~	2	2	0	1	0	2	0	3	2	
0										

Bu işlem sıfır eleman sayısı 1 olan hiçbir sütun kalmayıncaya kadar devam eder. Tablo 5.15.'de bu adımın son çizgisinin çekildiği gösterilmektedir.

Tablo-5.15 Yatay Çizgilerin Tamamlanması

11	7	21	9	8	1	5	20	0	16	1
0	23	4	17	11	11	13	3	1	2	1
23	0	23	3	16	5	15	6	10	7	1
15	23	0	15	9	22	0	18	17	0	3
0	18	22	0	8	0	2	0	4	5	4
9	3	5	17	0	6	11	4	9	12	1
2	14	0	12	3	21	0	2	22	0	3
23	8	20	11	2	12	1	23	0	5	1
14	0	9	18	17	13	15	19	12	1	1
19	11	19	10	1	9	9	4	0	6	1
0	2	2	0	1	0	2	0	3	2	0

Adım 3.3’de ise yukarıdaki işlemin aynısını satırlar için yapılır. Sıfır eleman sayısı 1 olan her satırdaki sıfır elemanı hangi sütunda ise o sütuna dikey çizgi çizilir. Örnekte birinci satırın sıfır eleman sayısı 1 olduğundan, bu satırdaki sıfır elemanın yer aldığı dokuzuncu sütuna çizgi çekilir. Bu sütuna çizgi çekildiğinde üzeri çizilen sıfır elemanları nedeniyle ilgili satırlardaki sıfır eleman değerlerini birer düşürülür. İşlemin ayrıntıları Tablo 5.16.’da gösterilmektedir.

Tablo-5.16 Dikey Çizgilerin Başlangıcı

11	7	21	9	8	1	5	20	0	16	1	0
0	23	4	17	11	11	13	3	1	2	1	
23	0	23	3	16	5	15	6	10	7	1	
15	23	0	15	9	22	0	18	17	0	3	
0	18	22	0	8	0	2	0	4	5	4	
9	3	5	17	0	6	11	4	9	12	1	
2	14	0	12	3	21	0	2	22	0	3	
23	8	20	11	2	12	1	23	0	5	1	0
14	0	9	18	17	13	15	19	12	1	1	
19	11	19	10	1	9	9	4	0	6	1	0
0	2	2	0	1	0	2	0	3	2		

Bu işlemten sonra yeniden sıfır eleman sayısı 1 olan bir satır aranır. İkinci satırda sıfır eleman sayısı 1 olduğundan seçilir. Bu satırdaki sıfır elemanın bulunduğu sütuna dikey çizgi çizilir. Bu arada seçilen satıra daha önce yatay çizgi çizilmişti. Bu yatay çizgi kaldırılır.

Tablo-5.17 Dikey Çizgilerin Devamı

11	7	21	9	8	1	5	20	0	16	0
0	23	4	17	11	11	13	3	1	2	0
23	0	23	3	16	5	15	6	10	7	1
15	23	0	15	9	22	0	18	17	0	3
0	18	22	0	8	0	2	0	4	5	3
9	3	5	17	0	6	11	4	9	12	1
2	14	0	12	3	21	0	2	22	0	3
23	8	20	11	2	12	1	23	0	5	0
14	0	9	18	17	13	15	19	12	1	1
19	11	19	10	1	9	9	4	0	6	0
0	2	2	0	1	0	2	0	3	2	

Bu işlem, sıfır eleman sayısı 1 olan hiçbir satır kalmayıncaya kadar devam eder. İşlem tamamlandığında matris üzerindeki yatay ve dikey çizgilerin durumu Tablo 5.18.'de gösterilmektedir.

Tablo-5.18 Dikey Çizgilerin Tamamlanması

11	7	21	9	8	1	5	20	0	16	0
0	23	4	17	11	11	13	3	1	2	0
23	0	23	3	16	5	15	6	10	7	0
15	23	0	15	9	22	0	18	17	0	3
0	18	22	0	8	0	2	0	4	5	3
9	3	5	17	0	6	11	4	9	12	0
2	14	0	12	3	21	0	2	22	0	3
23	8	20	11	2	12	1	23	0	5	0
14	0	9	18	17	13	15	19	12	1	0
19	11	19	10	1	9	9	4	0	6	0
0	2	2	0	0	0	2	0	3	2	

Adım.3.4' de hala üzeri kapatılmamış sıfır elemanları varsa, bu sıfır elemanlarını barındıran sütun ve satır sayıları bulunur. Örnekte üzeri kapatılmayan sıfır elemanları üç sütuna (3., 7. ve 10. sütunlara) ve iki satıra (4. ve 7. satırlara) dağılmıştır. Sütun sayısı fazla olduğundan tüm sıfırlar yatay çizgilerle kapatılır. Aksi olsaydı tüm sıfırlar dikey çizgilerle kapatılacaktı. Buradaki düşünce en az sayıda çizgi ile kapatmayı sağlamaktır. Adım 3.4. gereğince yapılan işlemde son çizgilerin son durumu Tablo 5.19.'da gösterilmektedir.

Tablo-5.19 Tüm Çizgilerin Tamamlanması

11	7	21	9	8	1	5	20	0	16	0
0	23	4	17	11	11	13	3	1	2	0
23	0	23	3	16	5	15	6	10	7	0
15	23	0	15	9	22	0	18	17	0	3
0	18	22	0	8	0	2	0	4	5	3
9	3	5	17	0	6	11	4	9	12	0
2	14	0	12	3	21	0	2	22	0	3
23	8	20	11	2	12	1	23	0	5	0
14	0	9	18	17	13	15	19	12	1	0
19	11	19	10	1	9	9	4	0	6	0
0	2	2	0	0	0	2	0	3	2	

Tüm sıfırlar en az çizgi ile kapatılmıştır. Eğer çizgi sayısı (m) ise işlem durdurulur, aksi halde Adım-4'e gidilir. Örnekte 7 çizgi kullanılarak tüm sıfırlar kapatıldığından ($7 \neq 10 = m$) Adım-4'e gidilecektir.

Adım-4'de Macar yönteminde olduğu gibi, sıfır elemanlarını kapatmak için satır ve sütunlar üzerine çizilmiş çizgilerin kapatmadığı elemanlar arasından en küçük değere sahip olanını bulunur. Örnekte üzerinden çizgi geçmeyen elemanların en küçüğünün değeri 1'dir. Bu değer üzerinden çizgi geçmeyen tüm elemanlardan çıkarılır, ve üzerinden iki çizgi geçen elemanlara eklenir. Yeni bir indirgenmiş matris elde edilmiştir. Bu yeni indirgenmiş matrisle yeniden Adım-3'e dönülerek aynı işlemler tekrarlanır. Örnekte yeni indirgenmiş matris Tablo 5.20'de gösterilmektedir.

Tablo-5.20 Yeni İndirgenmiş Matris

11	7	20	8	8	0	4	19	0	15	2
0	23	3	16	11	10	12	2	1	1	1
23	0	22	2	16	4	14	5	10	6	1
16	24	0	15	10	22	0	18	18	0	3
1	19	22	0	9	0	2	0	5	5	2
9	3	4	16	0	5	10	3	9	11	1
3	15	0	12	4	21	0	2	23	0	3
23	8	19	10	2	11	0	22	0	4	2
14	0	8	17	17	12	14	18	12	0	2
19	11	18	9	1	8	8	3	0	5	1
1	2	2	1	1	2	3	1	3	3	

Yukarıda anlatılan çözüm yöntemi 4 döngü sonunda o andaki indirgenmiş matristeki sıfır elemanlarını en az 10 çizgi ile kapatacak ve işlem sona erecektir. O andaki indirgenmiş maliyet matrisi Tablo 5.21.'de gösterildiği gibi olacaktır.

Tablo-5.21 Son İndirgenmiş Matris

11	7	20	6	8	0	4	17	0	15
0	23	3	14	11	10	12	0	1	1
23	0	22	0	16	4	14	3	10	6
16	24	0	13	10	22	0	16	18	0
3	21	24	0	11	2	4	0	7	7
9	3	4	14	0	5	10	1	9	11
3	15	0	10	4	21	0	0	23	0
23	8	19	8	2	11	0	20	0	4
14	0	8	15	17	12	14	16	12	0
19	11	18	7	1	8	8	1	0	5

Buradan sonra indirgenmiş matris içinde yer alan sıfır elemanları içinden (m) tanesi seçilir. Seçim esnasında her satır ve sütun sadece bir kere kullanılmalıdır. Seçilen sıfır elemanlarının seçildikleri satır ve sütun indislerine karşılık gelen x_{ij} değişkenleri 1 değerini alacak ve optimal sonucu temsil edecektir. Tablo 5.22.'de çözüm gösterilmektedir.

Tablo-5.22 Örnek Atama Probleminin Sonucu

					0			0	
0							0		
	0		0						
		0				0			0
			0				0		
				0					
		0				0	0		0
						0		0	
	0								0
								0	

$$X_{16} = X_{21} = X_{32} = X_{43} = X_{54} = X_{65} = X_{78} = X_{87} = X_{0910} = X_{1009} = 1 \text{ ve } Z=76.$$

6. SONUÇLAR

Bu çalışmada Deniz Harp Okulu'ndaki ders ve sınav çizelgeleme problemleri ile nöbet atama problemleri ele alınmıştır. Her üçü de büyük boyutlu gerçek ve yaşanan problemlerdir. Gözetmen atama problemi için etkin ve kullanışlı bir çözüm yolu gösterilmiştir. Sınav çizelgeleme işleminin tüm aşamalarını içine alacak şekilde basit ancak kullanışlı arayüzler yazılarak, gözetmen atama dahil tüm işlemleri bilgisayar ortamında hızlı ve esnek bir biçimde yürütülmesini sağlayan bir yapı oluşturulmuştur. Bu sayede planlama birimi için önemli oranda emek ve zaman tasarrufu sağlanmıştır.

Ders çizelgeleme problemi tüm yönleriyle analiz edilmiştir. Problem boyutunun büyük olmasının yanı sıra “şube gruplama” ve “ders saati gruplama” kısıtları ile çözümü oldukça zor bir problem halindedir. Literatürdeki tüm çalışmalar ayrıntılı olarak incelenerek çözüm yöntemlerinin Deniz Harp Okulu problemi üzerindeki muhtemel uygulama biçimleri tartışılmıştır. Problemde istenen zorunlu kısıtların fazla olması nedeniyle uygun çözümü ancak tam sayılı programlama modeli ile elde edilebilmiştir. Bu çözüm yöntemini kullanabilmek için zorunluluktan kaynaklanan arayışlar yaratıcı bir model geliştirilmesini sağlamış ve gerçek verilerle problemin çözümü gösterilebilmiştir. Model çözümleri Deniz Harp Okulu'nda fiilen kullanılmaktadır. Probleme veri girişleri ve problem çözümlerinin anlaşılabilir hale dönüştürülmesi için arayüzler yazılmıştır. Aradaki ticari çözücü ile arayüzler arasındaki bağlantıların daha sağlıklı bir yapıya kavuşturulması için daha profesyonelce bir yazılım geliştirilmesi için yöneticilere teklifte bulunulmuştur.

Tam sayılı modelin dezavantajı bu arayüzlerin yeterince esnek olmaması ve veri giriş hatalarına neden olmasıdır. Diğer bir dezavantajı ise diğer yöntemlere göre çözümünün göreceli olarak çok daha fazla zaman almasıdır.

Bu dezavantajlara rağmen tamsayılı programlama modeli, diğer yöntemlerle karşılaştırıldığında Deniz Harp Okulu ders çizelgeleme probleminde istenenleri yerine getirebilen tek çözüm yöntemidir. Tamsayılı programlama modelinin çözümü çok zaman almasına rağmen, istekleri tatminkar biçimde yerine getirebilmekte ve çözümün elle yapılmaya çalışıldığı zamanlara göre çok daha hızlı sayılmaktadır. Çünkü aynı problemin çözümünü iki subay 2-3 gün içerisinde ancak hazırlayabilmektedir. Ayrıca katı istekler yerine getirildikten sonra çözümlerin kalitesini gösteren “subaylara boş gün bırakma” isteğinin yerine getirilmesi oranı, elle yapılan çözümünden her zaman daha yüksektir. Bu nedenlerle planlama birimince tatminkar bulunmaktadır.

Bundan sonraki çalışmalarda tamsayılı programlama probleminin çözüm süresini kısaltabilmek için kısıtların sıralaması konusunda araştırmalar yapılabilir. Çünkü bu tür büyük problemlerde çözüm süresi açısından kısıtların sırasının önemli olduğu bilinmektedir. Bu araştırmalarda bu probleme özgü daha uygun kısıt sıralaması bulunabilir.

Nöbet atama problemi de ayrıntılı olarak incelenmiş ve bir çözüm önerisi getirilmiştir. Çözüm yöntemi muhtemel ders kayıplarını azaltırken, asıl etkisini hoşnutsuzlukların azaltılmasında göstermiştir. Geliştirilen yöntem ile problem çözülürken ortaya çıkan alt problemler klasik atama problemidir. Alt problemleri çözebilmek için çok bilinen Macar yöntemi kullanılmak istenmiştir. Ancak Macar yönteminde maliyet matrisi üzerinde sıfır elemanlarını kapatmak üzere çizilmesi gereken en az sayıda çizginin nasıl çizileceği konusunda sistematik bir yol tarif edilmediğinden atama problemi ile ilgilenilmeye başlanmıştır. Atama problemi de kapsamlı bir şekilde incelenerek çözümü için özgün bir yöntem geliştirilmiştir. Atama probleminde en çok bilinen yöntem Macar Yöntemidir. Macar yöntemi son derece etkili ve kullanışlı olmasına rağmen önemli bir ayrıntı eksiktir. Problemi çözerken maliyet matrisinde sıfır elemanlarını en az çizgi ile kapatmak gerekmektedir. Macar yöntemi bu işin nasıl yapılacağını söylememektedir. Oysa büyük problemlerin Macar Yöntemi ile çözülebilmesi için çizgilerin nasıl çekileceği konusunda sistematik bir yol tarif edilmelidir. Geliştirilen yöntem, çok bilinen Macar çözüm yöntemindeki bu boşluğu sade ve kolay anlaşılabilir bir şekilde doldurmaktadır. Diğer bir deyişle Macar yönteminde eksik olan önemli bir ayrıntıyı

sade ve etkili bir biçimde tamamlamaktadır. Aynı amaç için daha önce yapılmış iki çalışma yanında geliştirilen yöntem sadelik alanında iddialıdır. Çünkü diğer yöntemler oldukça karmaşık ve kolaylıkla anlaşılıp uygulanabilir yöntemler değildir.

Bu konuda daha ileride yapılacak çalışmalarda, Bazaraa'nın probleme getirdiği yaklaşımın üzerine giderek daha sade bir çözüm arayışı içinde olmak gerekir. Çünkü Bazaraa atama problemindeki çizgi çekme problemini maksimum ağ akış problemi haline dönüştürmüştür. Ortaya çıkan ağ özel bir ağdır. Tanımlanan tüm bağların akış kapasiteleri 1 birimdir ve bağlar üzerinden ya tam bir birim akış geçirilmeli veya hiç geçiş olmamalıdır. Böyle özel bir ağ üzerinde sade bir algoritma geliştirilebilirse, bu çözüm yöntemi aynı zamanda Macar algoritmasındaki çizgi çekme problemi için de geçerli bir çözüm olacaktır.



KAYNAKLAR

- Alvarez-Valdes,R., Martin, G. and Tamarit, J.M.,** 1996. Construction good solutions for the Spanish school timetabling problem. *Journal of Operational Research Society*, **47**, 1203-1215
- Aubin, J., and Ferland, J.A.,** 1989. A Large scale timetabling problem. *Computers and Operations Reserach*, **16**, 67-77
- Balinski, M.L.,** 1985. Signature Methods for the Assignment Problems. *Operations Research*, **33**, 527-536
- Balinski, M.L.,** 1986. A Competitive (Dual) Simplex method for the Assignment Problem. *Mathematical Programming*, **34**, 125-141
- Barr, R., Glover, F., and Klingman D.,** 1977. The Alternating Basis Algorithm for Assignment Problem. *Mathematical Programming*, **13**, 1-13
- Bazaraa, M., Jarvis, J., and Sherali, H.,** 1990. Linear Programming and Network Flows, 2nd Ed., John Wiley & Sons, NewYork.
- Brelaz, D.,** 1979. New methods to color the vertices of a graph. *Comm. A.C.M.* **22**, 251-256
- Carter, M.W., Laporte, G. and Chinneck, J.W.,** 1994. A general examination scheduling system. *Interfaces*, **24**, 109-120.
- Carter, M.W., Laporte, G. and Lee, S.Y.,** 1996. Examination timetabling: Algorithmic Strategies and Applications. *Journal of Operational Research Society*, **47**, 373-383
- Carter, M.W.,** 1986. A survey of practical applications examination timetabling algorithms. *Operations Research*, **34**, 193-202
- De Werra, D.,** 1985. An introduction to timetabling. *Journal of Operational Research Society*, **19**, 151-162
- Dinkel, J.J., Mote, J. and Venkataramanan, M.A.,** 1989. An efficient decision support system for academic course scheduling. *Operations Research*, **37**, 853-864
- Gillett, B.E.,** 1976. Introduction to Operations Research: A Computer-Oriented Algorithmic Approach, McGraw-Hill, NewYork

- Gislen, L., Peterson, C. and Söderberg, B.,** 1989. Teachers and classes with neural networks. *International Journal of Neural Systems*, **1**, 167-176
- Glover, F.,** 1989. Tabu Search : Part I. *Orsa Journal on Computing*, **1**, 190-206
- Glover, F.,** 1990. Tabu Search : Part II. *Orsa Journal on Computing*, **2**, 4-32
- Glover, F., and Klingman, D.,** 1986, Threshold Assignment Algorithm. *Mathematical Programming Study*, **26**, 12-37
- Harwood, G., and Lawless, R.,** 1975. Optimizing organizational goals in assigning faculty teaching schedules. *Decision Science*, **6**, 513-524
- Hertz, A.,** 1991. Tabu search for large scale timetabling problems. *European Journal of Operations Research*, **54**, 39-47
- Hopfield, J.J. and Tank D.W.,** 1985. Neural computation of decisions in optimization problems. *Biological Cybernetics*, **52**, 141-152
- Hung, L.,** 1983. A Polynomial Simplex Method for the Assignment Problem. *Operations Research*, **31**, 595-600
- Kuhn, H.W.,** 1955. The Hungarian Method for the Assignment Problem. *Naval Research Logistics Quarterly*, **2**, 1-2
- Karp, R.M.,** 1972. Reducibility among Combinatorial Problems, in *Complexity of Computer Computations*, pp.85-104, Plenum Press, New York
- Laporte, G., and Desroches, S.,** 1984. Examination timetabling by computer. *Computers and Operations Research*, **11**, 351-360
- Lotfi, V.,** 1989. A labeling algorithm to solve the assignment problem. *Computers and Operations Research*, **16**, 397-408
- Masood, A. B., Donald, L.D. and Hollingsworth, J.,** 1998. A multi-objective course scheduling model: combining faculty preferences for course an times, *Computers and Operations Reserach*, **25**, 303-316
- McClure, R. and Wells, C.,** 1984. A mathematical model for faculty course assignment, *Decision Science*, **15**, 409-420
- Mehta, N.K.,** 1981. Application of a graph coloring method to an examination scheduling problem. *Interfaces*, **11**, 57-64
- Papadimitrou, C.H., and Steiglitz, K.,** 1982 . Combinatorial Optimization, Algorithms and Complexity. Printice-Hall, Englewood Cliffs, N.J.
- Sampson, E.S., Freeland, J.R. and Weiss, E.N.,** 1995. Class scheduling to Maximize Participant Satisfaction. *Interfaces*, **25**, 30-41

Shih, W., and Sullivan, J., 1977. Dynamic course scheduling for college faculty via zero-one programming. *Decision Science*, **8**, 711-721

Shniederjans, M. and Kim, G., 1987. A goal programming model to optimize departmental preference in course assignments, *Computers and Operations Reserach*, **14**, 87-96

Smith, K.A. and Gupta, J.N.D., 2000. Neural networks in business: techniques and applications for the operations researcher. *Computers and Operations Research*, **27**, 1023-1044

Tripathy, A., 1980. A Lagrangean relaxation approach to course timetabling. *Journal of Operational Research Society*, **31**, 599-603

Tripathy, A., 1984. School timetabling- A case in large binary integer linear programming. *Management Science*, **30**, 1473-1489

Wright, M., 1996. School timetabling using heuristic search. *Journal of Operational Research Society*, **47**, 347-357



YÜCE YÜKSEL
BÖLÜM BAŞKANLIĞI
İÇİŞİLERİ BAKANLIĞI

ÖZGEÇMİŞ

Adalet ÖNER 1963 yılında Ankara’da doğmuştur. İlk ve orta dereceli okulları Ankara’da bitirdikten sonra Deniz Lisesi’nden ve daha sonra da Deniz Harp Okulu’ndan mezun olmuştur. Beş yıl boyunca donanmanın savaş gemilerinde branş subaylığı ve bölüm amirliği görevlerinden sonra ODTÜ Endüstri Mühendisliği bölümünde yüksek lisans eğitime başlamıştır. Anılan eğitimi 1993 yılında başarı ile tamamlayarak Deniz Harp Okulu öğretim elemanlığı görevine atanmıştır. Halen bu görevi yürütmektedir. Görevi süresince Deniz Harp Okulu ve Deniz Kuvvetleri ile ilgili yürütülen çeşitli projelerde bilimsel karar destek birimlerinde görev almıştır. Evli ve bir kız çocuğu babasıdır.

